

METHOD AND ASSOCIATED APPARATUS FOR DISTRIBUTED DYNAMIC PAGING AREA CLUSTERING UNDER HETEROGENEOUS ACCESS NETWORK

Patent number: JP2003143643
Publication date: 2003-05-16
Inventor: FUNATO DAICHI; TAKESHITA ATSUSHI
Applicant: DOCOMO COMM LAB USA INC
Classification:
- international: H04Q7/34; H04L12/56
- european:
Application number: JP20020291649 20021003
Priority number(s): US20020185240 20020628; US20010327091P 20011003

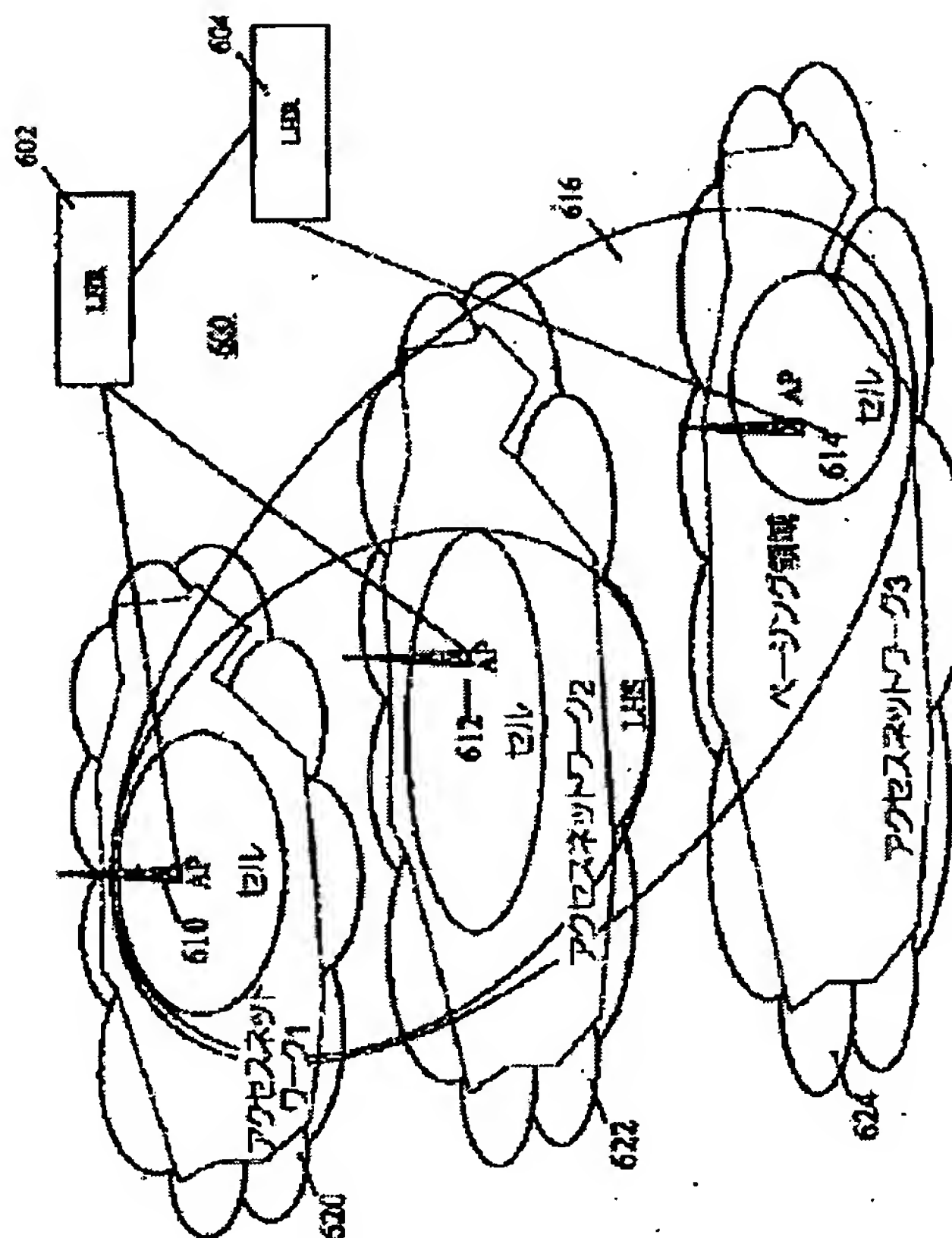
Also published as:

EP1301052 (A2)
EP1301052 (A3)

Report a data error here

Abstract of JP2003143643

PROBLEM TO BE SOLVED: To reconfigure paging areas in a telecommunication system according to changes in moving traffic of moving hosts. **SOLUTION:** In the telecommunication system, the paging areas may be automatically reconfigured as required. The paging areas can be adaptively reconfigured in accordance with changes in the movement traffic of the mobile hosts. The system and method work under a constraint that only a limited number of area IDs are permitted for each paging unit area. Also, the system and method work over heterogeneous access networks. Thus, according to the presently disclosed embodiments, the paging areas reconfigure themselves according to the changes in the movement traffic of the mobile hosts.



THIS PAGE BLANK (USPTO)

(19)日本国特許庁（J P）

(12) 公 開 特 許 公 報（A）

(11)特許出願公開番号
特開2003－143643
（P2003－143643A）

(43)公開日 平成15年 5 月16日 (2003. 5. 16)

(51)Int.Cl. ⁷	識別記号	F I	テマコード [*] (参考)
H 0 4 Q 7/34		H 0 4 L 12/56	1 0 0 D 5 K 0 3 0
H 0 4 L 12/56	1 0 0	H 0 4 Q 7/04	C 5 K 0 6 7
		H 0 4 B 7/26	1 0 6 B

審査請求 有 請求項の数37 O L （全 29 頁）

(21)出願番号 特願2002－291649(P2002－291649)

(22)出願日 平成14年10月 3 日 (2002. 10. 3)

(31)優先権主張番号 6 0 / 3 2 7 0 9 1

(32)優先日 平成13年10月 3 日 (2001. 10. 3)

(33)優先権主張国 米国（U S）

(31)優先権主張番号 1 0 / 1 8 5 2 4 0

(32)優先日 平成14年 6 月28日 (2002. 6. 28)

(33)優先権主張国 米国（U S）

(71)出願人 301077091
ドコモ コミュニケーションズ ラボラ
トリーズ ユー・エス・エー インコーポレ
ーティッド
アメリカ合衆国, カリフォルニア州
95110, サンノゼ, スイート300, メトロ
ドライブ 181

(74)代理人 100098084
弁理士 川▲崎▼ 研二 （外1名）

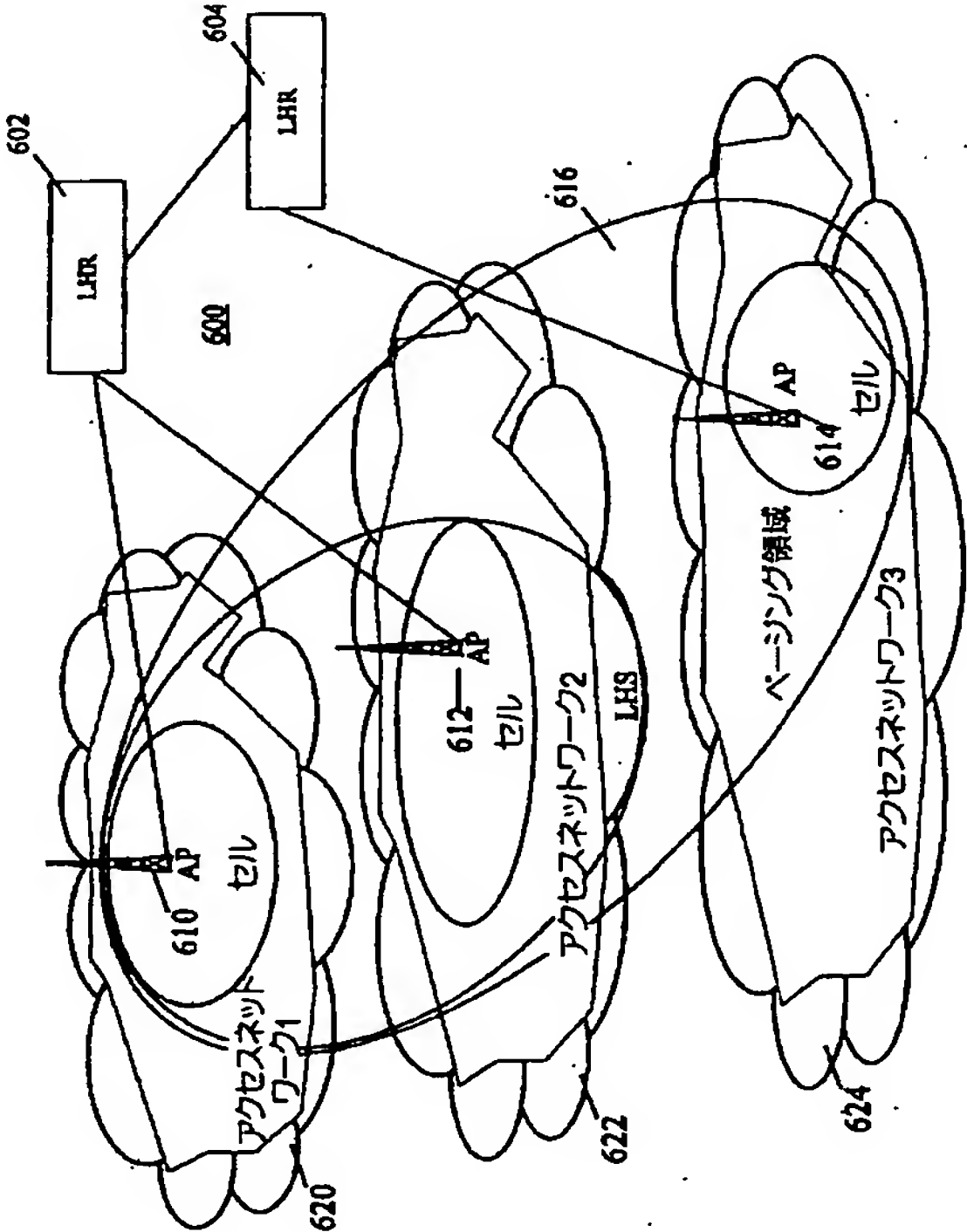
最終頁に続く

(54)【発明の名称】 異種類のアクセスネットワークにおける分散型ダイナミックページング領域形成のための方法及び関連装置

(57)【要約】

【課題】 遠距離通信において、ページング領域を、移動ホストの移動トラヒックの変化に応じて再設定する。

【解決手段】 遠距離通信において、ページング領域は必要に応じて自動的に再設定されえる。ページング領域は、移動ホストの移動トラヒックの変化に応じて、適応的に再設定されえる。このシステムと方法は、それぞれのページング単位領域に対し、限定された数の領域IDが認められるという条件のもとのみ可能である。また、このシステムと方法は、異なる種類のアクセスネットワークにおいて、可能である。ゆえに、ここに表示される実施形態において、ページング領域は、移動ホストの移動トラヒックの変化に応じて再設定される。



【特許請求の範囲】

【請求項 1】 ページング領域識別情報を移動ホストで受信するステップと、位置情報を移動ホストから電気通信システムのアクセスポイントへ送信するステップと、後続のページング領域識別情報を移動ホストで受信するステップと、移動ホストの位置変更検知後に、電気通信システムの新しいアクセスポイントへ古い位置情報を送信するステップと、を備えることを特徴とする電気通信システム内の移動ホスト作動方法。

【請求項 2】 古い位置情報の送信は、受信したページング領域識別情報の送信を含むことを特徴とする、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 3】 ページング領域識別情報は、電気通信ネットワークのアクセスポイントにより送信されたページング領域識別子と、送信するアクセスポイントに関連する現在のページング領域のページング領域識別子と、を含むことを特徴とする請求項 2 に記載の方法。

【請求項 4】 受信したページング領域識別情報を記憶されたページング領域識別情報と比較するステップと、受信したページング領域識別情報が記憶されたページング領域と一致しない場合に、新しいアクセスポイントへ古い位置情報を送信するステップと、を更に備えることを特徴とする請求項 1 に記載の方法。

【請求項 5】 電気通信システムにおいて移動ホストから移動報告を受信するステップと、移動報告に基づき、電気通信システム内のページング領域の形成を決定するステップと、を備えることを特徴とする電気通信システム内の最終ホップルータ作動方法。

【請求項 6】 移動報告の受信は、移動ホストの、前の基地局識別子と前のページング領域識別子を定義する情報の受信であることを特徴とする請求項 5 に記載の方法。

【請求項 7】 ページング領域の形成に関する情報を記憶することを更に特徴とする、請求項 5 に記載の方法。

【請求項 8】 受信した移動報告に基づき、移動ホストの過去の移動トラヒックの統計記録を記憶することを更に特徴とする、請求項 5 に記載の方法。

【請求項 9】 ページング領域の形成の決定は、統計記録に基づき、どのページング領域が統合されるべきかの決定と、統合記録に基づき、どのページング領域が切断されるべきかの決定であることを特徴とする、請求項 8 に記載の方法。

【請求項 10】 電気通信システムにおいて、移動ホストの過去の移動トラヒックに関する可能性情報を記憶する方法と、

電気通信システムにおいて、ページング領域に入る移動ホストに関する可能性情報を組み合わせる方法と、組み合わせられた可能性情報に基づき、電気通信システムのページング領域を組み合わせる方法と、を備えることを特徴とする電気通信システム内の最終ホップルータ内でページング領域を形成する方法。

【請求項 11】 電気通信システム内の移動ホストから移動報告を受信し、ページングメッセージを呼び出された移動ホストへ送信するページング領域形成エージェントと、

休止モードにある移動ホストに宛てられたパケットの配信を検知し、移動ホストへページングメッセージを送信するページング領域形成エージェントを移動させる休止管理エージェントとを備えることを特徴とする電気通信システム内での使用のために構成された最終ホップルータ。

【請求項 12】 最終ホップルータに関連するページング領域を識別する移動ホストへ、ページング信号を送信するローカルページングエージェントを更に備えることを特徴とする請求項 11 に記載の最終ホップルータ。

【請求項 13】 ページング領域形成エージェントは、一つ以上の移動ホストの過去の移動に関する情報を記憶するために構成された可能性マップを備えることを特徴とする、請求項 11 に記載の最終ホップルータ。

【請求項 14】 ページング領域形成エージェントは、電気通信システムのページング領域形成エージェントと他のページング領域形成エージェント間の関係を定義するクラスタマップを更に備えることを特徴とする請求項 13 に記載の最終ホップルータ。

【請求項 15】 ページング領域形成エージェントは、可能性マップ更新処理を定義するコンピュータ読み取り可能なソフトウェアコードと、形成処理を定義するコンピュータ読み取り可能なソフトウェアコードと、ページング転送処理を定義するコンピュータ読み取り可能なソフトウェアコードと、を備えることを特徴とする請求項 14 に記載の最終ホップルータ。

【請求項 16】 電気通信システムにおける移動ホストの移動を表す複数のデータ要素を備えることを特徴とする、データ記憶媒体に記憶可能なデータ構造。

【請求項 17】 電気通信システムのページング領域識別子とネットワークアドレス識別子に応じてデータ要素が記憶された第一マップと、電気通信システムのページング領域識別子に応じてデータ要素が記憶された第一マップに基づき作成された第二マップと、

を備えることを特徴とする、請求項 16 に記載のデータ構造。

【請求項 18】 データ要素は、報告された移動ホスト

の移動に基づく移動ホストの移動の可能性であることを特徴とする、請求項 16 に記載のデータ構造。

【請求項 19】 形成動作のために電気通信システムの候補ページング領域を見つけるための、候補探索手段と、

見つけ出された候補ページング領域から、どのページング領域が形成されるべきかを決定する形成決定手段と、形成決定手段の決定に基づき、記憶された形成データを更新するための形成管理手段と、
を備えることを特徴とする、複数の移動ホストと無線通信が可能な複数のアクセスポイントを含む電気通信システムに連動して作動可能な形成処理。

【請求項 20】 候補探索手段は、複数のアクセスポイントのそれぞれのアクセスポイントに記憶されたコンピュータ読み取り可能なプログラムコードを備えることを特徴とする請求項 19 に記載の形成処理。

【請求項 21】 候補探索手段は、電気通信システムにおいて、移動ホストの移動に関するページングマップ記憶情報と作動可能なように連動する請求項 20 に記載の形成処理。

【請求項 22】 形成管理手段は、複数のアクセスポイントのそれぞれのアクセスポイントに記憶されたコンピュータ読み取り可能なプログラムコードを備えることを特徴とする請求項 19 に記載の形成処理。

【請求項 23】 形成管理手段は、電気通信システムにおけるページング領域の現在の形成に関する情報を記憶するクラスタマップと作動可能なように連動することを特徴とする、請求項 22 に記載の形成処理。

【請求項 24】 電気通信システムにおいて、ページングと移動ホストの移動に関する情報を集めるページング管理手段と、
ページング管理手段によって集められた情報に基づき、形成処理の動作を査定する動作査定手段と、
を更に備えることを特徴とする、請求項 19 に記載の形成処理。

【請求項 25】 電気通信システムにおいて、動的に再構成可能なクラスタを表す複数のデータ要素を備えることを特徴とする、データ記憶媒体に記憶可能なクラスタマップデータ構造。

【請求項 26】 複数のデータ要素は、
それぞれのページング領域のデフォルト情報を記憶するデフォルトデータ要素と、
それぞれのページング領域のブランチ情報を記憶するブランチデータ要素と、
それぞれのページング領域のルート情報を記憶するルートデータ要素と、
を備えることを特徴とする、請求項 25 に記載のクラスタマップデータ構造。

【請求項 27】 受信したページングトリガパケットに応じて、どの電気通信システムのページング領域にパケ

ットが配信されるべきかをクラスタマップ内で決定するクラスタマップ発見手段と、

クラスタマップ発見手段によって決定されたページング領域へ、ページングトリガを転送するページング転送手段と、を備えることを特徴とする、複数の移動ホストと無線通信が可能な複数のアクセスポイントを含む電気通信システムと連動して作動可能なページング転送処理。

【請求項 28】 ページングトリガパケットの受信の頻度をたどるページング通知手段を更に備えることを特徴とする請求項 27 に記載のページング転送処理。

【請求項 29】 電気通信システムの一つのアクセスポイントにおいて、統合する他のアクセスポイントを検知する方法と、

他のアクセスポイントへ統合するためのリクエストを送信する方法と、

統合後、一つのアクセスポイントにおいて、ブランチ形成情報をデフォルト形成情報に置換する方法と、

他のアクセスポイントをルートとして特定する方法と、
を備えることを特徴とする電気通信システム内のページング領域形成のための統合方法。

【請求項 30】 統合する他のアクセスポイントの検知は、電気通信システムにおいて、移動ホストの移動についての情報の可能性マップの記憶と、

可能性マップに基づき、統合されるページング領域識別であることを特徴とする、請求項 29 に記載の統合方法。

【請求項 31】 電気通信システムのアクセスポイントのページング領域クラスタのリーフアクセスポイントにおいて、統合するアクセスポイントから受信することによりページング領域クラスタ統合のためのリクエストを検知し、

ページング領域クラスタ内において、一つ以上の先行アクセスポイントを通じてリクエストをルートアクセスポイントへ転送し、

ルートアクセスポイントにおいて、統合を許可するかを決定し、

統合が許可された場合は、アクセスポイント統合のための通信のために一つ以上の先行アクセスポイントを通じてリーフアクセスポイントへルートアクセスポイントから応答を送信することを特徴とする、電気通信システム内のページング領域形成のための統合方法。

【請求項 32】 電気通信システム内のアクセスポイントにおけるページング領域クラスタの分離するアクセスポイントにおいて、ページング領域から分離するリクエストを発し、

ページング領域クラスタ内で、一つ以上の先行アクセスポイントを通じてリクエストをルートアクセスポイントへ転送し、

ルートアクセスポイントにおいて、分離を許可するかどうかを決定し、

10

20

30

40

50

分離が許可された場合、一つ以上の先行アクセスポイントを通じルートアクセスポイントから分離するアクセスポイントへ応答を送信し、ページング領域クラスタから分離するアクセスポイントが切断された後、一つ以上の先行アクセスポイントとルートアクセスポイントにおける記憶装置から分離するアクセスポイントに関する情報を削除する、ことを特徴とする電気通信システム内のページング領域の形成のための分離方法。

【請求項33】 アクセスポイントの第一ページング領域クラスタにおいて、アクセスポイントの第二ページング領域クラスタから統合のためのリクエストを受信し、第一ページング領域クラスタのルートへリクエストを転送し、

ルートにおいて、統合のためのリクエストを認めるかどうかを決定し、

第二ページング領域クラスタへ応答を返信し、第一ページング領域クラスタと第二ページング領域クラスタの統合後、アクセスポイントの第一ページング領域クラスタのアクセスポイントにおいて統合を反映させるべく記憶されている形成データを更新することを特徴とする電気通信システム内の、ページング領域形成のためのクラスタ統合方法。

【請求項34】 アクセスポイントのページング領域クラスタの一つのアクセスポイントにおいて、アクセスポイントのページング領域クラスタの他のアクセスポイントに刈り取りのリクエストを発し、

他のアクセスポイントから応答を受信し、

他のアクセスポイントの集合から、アクセスポイントのページング領域クラスタのアクセスポイントの集合を切断することを特徴とする電気通信システム内の、ページング領域形成のためのクラスタ刈り取り方法。

【請求項35】 刈り取りのリクエストの発信は、新しいクラスタ形成のため、ページング領域クラスタから一つ以上のアクセスポイントの切断を確認し、新しいクラスタのルートとなるための一つ以上のアクセスポイントのうちの一つのアクセスポイントを確認することを特徴とする請求項34に記載のクラスタ刈り取り方法。

【請求項36】 アクセスポイントのページング領域クラスタのルートアクセスポイントにおいて、アクセスポイントのページング領域クラスタの他のアクセスポイントへ、ページング領域クラスタのツリー構造を定義する情報を含む分割のためのリクエストを発し、ルートアクセスポイントにおいて応答を受信し、応答の受信に応じて、ページング領域クラスタから切断することを特徴とする電気通信システム内のページング領域の形成のためのクラスタ分割方法。

【請求項37】 第二アクセスポイントにおいて、リクエストを受信し、

ルートアクセスポイントへ応答を送信し、切断後、第二アクセスポイントが新しいルートアクセスポイントである旨をページング領域クラスタの他のアクセスポイントへ通知することを更に特徴とする請求項36に記載のクラスタ分割方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本出願は、参考文献により加えられる、フナトダイチの名により2001年10月3日付けで申請された出願番号60/327091の合衆国仮特許出願による優先権を主張する。

【0002】本発明は概ね、無線通信システムに関する。より具体的には、異種類のアクセスネットワークにおける分散型ダイナミックページング領域形成のための方法及び関連する装置に関する。

【0003】

【従来の技術】無線技術とインターネットが商業的に発達するにつれ、移動インターネットアクセスが世界的にますます民衆の間で広まってきている。現在、発達中の第3及び第4世代（それぞれに3G、4G）無線システムにおいて、無線及びインターネットの技術は組み合わせられることとなる。このようなシステムにおいて、移動ホストは基地局または他の固定構造基盤アクセスポイントと無線でつながった状態で領域内を移動することが自由となる。それぞれの、ネットワークの基地局は、基地局を囲む地理的範囲の移動ホストを収容する。移動ホストが移動すると、移動ホストとの通信は一つの基地局からもう一方へとハンドオフされる。携帯電話技術およびインターネット技術の統合に向けてのリサーチ及び標準化の努力は現在進行中である。ページング技術はそのような技術のうちの一つである。

【0004】ページング技術は、携帯電話システムの全てのセルを、ページング領域と呼ばれる幾多もの異なる領域に区切る。これらのページング領域を行き来する移動ホストは、ひとつのページング領域から異なる領域に移動するたびに新しい位置を登録する必要がある。移動ホストがページング領域に在圏するときは、その正確な位置はシステムによっては把握されていない。よって、着信があった折は、移動ホスト（以下、MHと呼ぶ）の正確な位置はMHのページング領域の全てのセルへページングメッセージを送ることにより把握される。MHにおける電池の消耗の削減のため、ページング技術は大変効果があることが証明されている。

【0005】ページング技術は、休止モードにあるMHをたどることに使用される。MHは、電池を節約するために、実際に通信を行っていない間は休止モードへと入る。しかし、休止状態においてMHは、MHが移動しているページング領域を示す領域IDを報告する信号を近隣のアクセスポイントから受信することが可能である。ページング領域は、特定のMHに対するページング信号が送信さ

れるネットワーク又はシステムの部分である。一つのページング領域から他へ移動している間、MHは、境界を越えた折に異なるID信号を受信し始めることにより、ページング領域の境界を越え、そして他のページング領域に入ったか否か、また、いつそのことが起こったかを認識できる。MHは異なる領域ID信号を受信した折、休止モードから活動モードへと戻り、新しいページング領域へ自身を登録するために信号を送信する。

【0006】3Gおよび4Gの無線システムにおいては、インターネットプロトコル（IP）ネットワークが基幹ネットワークとして想定されている。IPは、無線と有線の両方の通信システム、又はこれら二つの組み合わせに適応されえる標準化された通信フォーマットである。IPに基づくページングプロトコルは、3G及び4Gの無線システムに必要なものである。

【0007】

【発明が解決しようとする課題】IPページング技術の発達にとっての難問は、いかにしてページング領域を指定するかである。ページング領域の定義と配置又は設定に関し、二つの問題が発見されている。第一の問題は、ページング領域の大きさである。もし、それぞれのページング領域が比較的大きい場合、その領域において行われるページング動作に相当のネットワーク手段が回されなければならない。たった一つのMHの位置を突き止めるために、広い領域をカバーするための大規模なページング信号が送信されなければならない。もし、それぞれのページング領域が比較的小さい場合、ページング信号受信のために相当なエネルギーがMHにおいて使用される。もし、ページング領域が比較的小さい場合は、二つの隣接するページング領域の間の境界を頻繁に越えることとなる。MHが境界を越えるたびに休止モードから戻り、新しい領域を登録することから、電池が消耗する。

【0008】ページング領域の大きさにおけるもう一つの問題は、ページング領域の重なり合いである。現在の通信システムにおいて、それぞれのページング領域には限定された数の領域ID（通例一つ）が認められている。この条件のもとにそれぞれのページング領域が持つことができる領域IDに関し、動的にページング領域を定義、そして配置するために、いくつかの取り決めが必要である。

【0009】いかにして、しかるべきページング領域を構成するかに関し、多くの既存のリサーチがなされてきた。ある参考文献では、移動管理の平均的な信号送信コスト削減のために、異なる移動性と異なる発信特性により移動機のユーザを扱う個人位置領域概念の使用が提案されている。この概念に基づき、携帯電話ページングシステムのために、時間に基づく方法やプロフィールに基づく方法などの幾多もの取り組みが紹介されている。ただし、このリサーチは静的なページング領域を設定するためのもので、ページング領域構造は常に固定されてい

ることを意味する。ただし、模擬実験の結果は、このようなページング領域の設計は幾多の状況において高いページングコストへとつながることを示している。これは、ユーザトラヒックが頻繁に変わることから起こり、静的ページング領域は、トラヒックパターンをあまりよくカバーできず、位置更新コストがかなり増加することを意味している。

【0010】現在のページング技術は、固定ページング領域を使用する。ページング領域は手動で定義および配置され、一度、定義・配置されれば変えられることは稀である。これらの手動で定義されたページング領域は、結果融通が利かず、通信トラヒックの変化に適用することができない。また、ページング領域は手動で定義されていることから、人的な間違いは避けられない。ページング領域の動的構造に関し、いくつかの提案がされているが、これらの提案は、結果領域IDの重なり合いを許すこととなる。これらの提案において、それぞれのMHは動的に、トラヒック及び移動により最適なページング領域の大きさを計算及び形成する。必然的に、それらページング構想においては、それぞれのページング領域は重なりあう。

【0011】他の事項として、このようなネットワークはゆえに、コレスポンデントノード間の動的なデータパケットの再ルーティングの機能を提供できるべきである。現在ある固定されたIPアドレス及び固定ノード関係に基づくインターネットアドレッシング及びルーティングのプロトコル及び構成はそのような機能を提供しない。同様に、現在ある固定ノードインターネットプロトコルは無線LANの使用には不十分である。

【0012】全体的なページングコストを最小限にすべく、ページング領域構成をもっとも効果的にするため、いくつかのリサーチがなされてきた。システムの全体のページングコストは、位置更新コスト及びページングコストの二つである。位置更新コストは、ユーザが新しいページング領域へ動いたときにユーザの位置を更新するために使用される手段である。ページングコストはそれぞれのページング領域内のユーザへメッセージを送信するための手段である。適切に構成されたページング領域は、全体のページングコストを最小限に抑えることが可能である。

【0013】ダイナミックページング領域構成アルゴリズムが提案されている。例えば、個々の位置とともに、ページング領域の大きさと形状を動的に構成する方法が、提案されている。ただし、提案された方法において、位置領域の重なり合いを抑えることは困難である。ページング領域の重なり合いは、日本におけるパーソナルデジタル通信方式（PDC）、汎欧州デジタルセルラーシステム（GSM）及び広帯域符号分割多重アクセス方式（W-CDMA）システムなどのほとんどの携帯電話システムにおいて抑えられなければならない。これら通信システ

ムは、基地局ごとに限られた数のページング領域IDをそのつど送信するように構成されている。結果、基地局が多く、位置領域に同時に属することは不可能である。

【0014】ゆえに、改善されたページング領域構成方法及び装置が必要となる。

【0015】

【課題を解決するための手段】前置きとして、開示されている本実施形態によれば、ページング領域は必要に応じて自動的に再構成される。ページング領域は、MHの移動トラヒックの変化に応じて適応的に再構成される。これらの実施形態によるシステム及び方法は、それぞれのページング単位領域に認められた、限られた数のみの領域IDという条件のもとで機能する。また、このシステム及び方法は異種類のアクセスネットワークにおいて機能する。このように、開示されている本実施形態によれば、MHの移動トラヒックの変化に応じてページング領域は自身を再構成する。

【0016】前記の概要はあくまで前置きである。この部分における事項は、発明の範囲を定義する特許請求の範囲を限定するものではない。

【0017】

【発明の実施の形態】ページングを使用するシステムにおいて、MHは活動と休止の二つのモードのもとに作動する。活発的にデータを送信又は受信しているときは、移動端末は活動的な状態にある。この状態において、ネットワークはMHの位置情報を把握しており、データを直ちに送信できる状況にある。もし、MHが一定の時間不活発な状態にあるときは、休止モードへと変化する。休止モードにおいて、ネットワークのMHの位置情報は陳腐である場合がある。もし、MHのためにデータが到着すれば、データ送信前にMHの位置は把握されなければならない。この、MHの位置把握の手順が広くページングと呼ばれている。

【0018】ページングは、MHの電池を消耗する無線インターフェースの受け止めに費やされる時間を削減するという点から、MHにとって有益である。更に、ページングはMHが基地局を行き来するたびというよりもページング領域境界を越えるときのみに信号発信が求められるという点から、ネットワーク信号発信コストも削減する。ページング領域が幾多もの基地局を持っている場合、移動端末をたどるために発信される相当量の信号が削減される。

【0019】ここからは図面を参照することとし、図1は、無線通信ネットワーク100の実施形態の一つを示すブロック図である。ネットワーク100は、第1最終ホップルータ(LHR)102、第2LHR104、第1LHR102に関連する複数のアクセスポイント(AP)106、108、110及び、第2LHR104に関連する複数のアクセスポイント(AP)112、114、116を含む。第1MH120は第一の複数のアクセスポイント1

06、108、110と通信しており、第2MH122は第二の複数のアクセスポイント112、114、116と通信している。ここで使用されている通り、通信は有線又は無線のどちらでも良い。有線通信の一例はTCP/IPによるデジタル通信である。無線通信の一例はW-CDMAネットワークによるIP通信である。

【0020】最終ホップルータ102及び104は、インターネット又はサブネットワークでありうるインターネットプロトコル(IP)ネットワーク118と通信している。最終ホップルータはMHが接続され得るエッジルータである。最終ホップルータは最終ホップサブネット

(LHS)を収容する。最終ホップサブネットはMHが直接接続されるエッジサブネットである。このように、LHR102はLHS132を収容し、LHR104はLHS134を収容する。

【0021】アクセスポイント106、108、110、112、114、116は、それぞれのアクセスポイントに収容されるセル内のMHへ、第2層コネクションを通じてページングおよびアクセスを提供する装置である。アクセスポイントの例として、携帯電話又はパーソナル通信方式(PCS)ネットワーク内の基地局があげられる。このように、アクセスポイント106はセル136を、アクセスポイント108はセル138を、アクセスポイント110はセル140を、アクセスポイント112はセル142を、アクセスポイント114はセル144を、そしてアクセスポイント116はセル146を収容する。

【0022】MH120、112などのMHは標準的なIPホストであり、インターネットプロトコルを使用する遠隔装置と通信が可能である。標準的には、MHは移動性及び携帯性の面から電池により電力の提供を受ける。MHはさらに、低電力モードである、休止モードへ入る能力を有する。休止モードは、無線チャンネルの傍受を削減することにより普通のIPトラヒックの受信能力をMHが制限する状態をさす。これにより、MHの電池を節約でき、ネットワークへの信号負荷が削減できる。実際の双方通信には、休止モードから活動モードへと戻ることが要求される。

【0023】通信ネットワーク100は、ネットワーク内の移動ホストへページングを提供するために構成されている。ページングは、休止モードにあるMHの位置を把握し、最終ホップ接続を達成するための無線アクセスポイントを通じての通信ネットワーク100による信号発信である。最終ホップ接続において、MHはAPと双方通信を行っている。ページング領域は、休止状態のMHの位置把握のために作動される無線アクセスポイントの集団である。休止状態にあるMHは、MHのだいたいの位置をネットワークが維持できるために、ページング領域境界を越えるときにネットワークへ信号を送信することを必要とする場合もある。ページング領域クラスタは、共通のペ

ージング領域識別名を持つ、ページング領域の集団である。

【0024】典型的なIPページングプロトコルは、以下の通り作動する。

【0025】A. 登録

MHが休止モードに入るとき、又はMHが現在のページング領域から動く場合、基地局のトラッキングエージェント (TA) へと登録する。トラッキングエージェントは、MHが休止モード又は活動モードにある間の位置の把握を担っており、またMHが活動モードに入った旨も把握する。登録は、MHの識別名 (例えば、ホームアドレス) と、現在のページング領域の識別名を特定する。ページング登録を受け付けると、TAはホストの識別名と登録によって特定されているページング領域を統轄しているページングエージェント (PA) を結びつけるエントリを作成する。ページングエージェントは、ホストが休止モードにある間にパケットが到着した場合にMHに知らせることを担っている。また、ページングエージェントは、ホストが休止モードに入った折に、休止管理エージェント (DMA) へ報告を送信する。休止管理エージェントは、休止モードにあるホストへパケットが送信された旨を検知する。

【0026】B. パケット送信

休止期間に、もしMHに対しネットワークヘデータが到着したときは、データ送信に際しホストの位置がまず把握されなければならない。DMAがホストに対するパケットを受信すると、ホストが休止中となっていることからパケットを緩衝させる。そして、DMAはTAにホストの現在のPAを照会する。TAはそれに対して、PAにMHを呼び出すよう求める。PAは、PAに属するネットワークの全ての基地局にページングリクエストを送信する。最後に、それぞれの基地局は休止状態にあるMHにダウンリンクによってページを含む無線信号を送信する。MHが休止モードから活動モードへ戻ると、ページング基地局へアップリンクにより応答メッセージを送信する。MHは活動状態へ入り、現在の位置を登録する。例えば、MHはケアオブアドレスをDMAに対し提供する。そして、DMAは登録されたMHに対し、パケットを転送する。

【0027】C. ダイナミックページング領域構造

適切なページング領域の構造は、ページングトラヒックと位置更新トラヒックとの間のトレードオフに基づく。ページング領域の大きさが増加するにつれ、ページングコストが増加し、位置更新コストが減少する。逆に、ページング領域が減少するにつれ、ページングコストが減少し位置更新コストが増加する。概ね、ページングトラヒックはページング領域内の基地局に対する呼び出しに比例し、位置更新トラヒックはページング領域境界を越えるMHの数に比例する。

【0028】ダイナミックページング領域構造アルゴリズムは全体のネットワーク位置更新コスト及びページン

グコストを最小限に抑えなければならない。概ね、位置更新は無線手段のみならず、TA内の分散位置データベースの負荷にも影響するという点から、ページングトラヒックは位置更新トラヒックに比べ重要でないといわれる。

【0029】この記述において、MHに現在の位置情報を特定させるためにそれぞれの基地局又は基地局ルータから定期的にまたは連続的にビーコンフレームが送信されているものとする。ビーコンフレームは少なくともページング領域ID (PA-ID) と基地局ID (BS-ID) を含んでいなければならない。

【0030】PA-IDは現在のページング領域を示す。基地局が自身のページング領域を変えたときにPA-IDは変わる場合もある。BS-IDは独自に基地局を特定する。BS-IDは固定されている。システム開始時には、PA-IDとBS-IDは同一であるものとする。

【0031】更に、MHは休止モードにあっても基地局からビーコンを受け止めることができるものとする。更に、MHは自身の現在の位置のセル内のBS-IDを特定できるものとし、その後の使用のためにこの情報を保存できるものとする。

【0032】更に、それぞれの基地局ルータはページングエージェント (PA) と休止管理エージェント (DMA) の能力を持つものとする。また、PA-IDとBS-IDは、インターアクセスポイントプロトコルなどの第2層から第3層マッピングプロトコルを使用する基地局ルータの第3層アドレス (IPアドレス) へ位置付けられるものとする。即ち、BSRのIPアドレスはビーコン情報から取得できるものとする。

【0033】ネットワーク通信プロトコルは、移動トラヒックサンプリングのメッセージを定義する。MHはビーコンを受け止め、そして最新のビーコン情報を保存することができる。この保存されたデータは、次の基地局へと渡すために使用される。MHが他のページング領域へ動くと、休止モードから活動モードへと戻り、基地局へ送信することを通してTAとDMAにおける自身の位置情報を更新する。その折に、MHは基地局へ登録されていないにせよ、前のビーコンのメモリを含んでいる。新しい基地局に対し、情報を送信するために、メッセージが定義される。通知メッセージは、MHの出所を新しい基地局が認識できるよう、前の基地局のPA-IDとBS-IDを含んでいる。

【0034】図1、2、3、4及び5は模範的なページング領域のネットワークの一例を示す。図1において、LHR102と104それぞれは3つのアクセスポイントが配置される最終ホップサブネットを作成する。それぞれのAPはそれぞれのセルを定義する。

【0035】図2～5は更なる模範ページング領域のネットワークの更なる例を示す。図2において、ネットワーク200は単一のLHR202と一つのAP204を含む。セル206はAP204に収容される。LHR202は

一つのLHS 208と一つのページング領域210、そして同延のLHS 208を定義する。図3において、ネットワーク300は一つのLHR 302と二つのAP 304、306を含む。AP 304はセル308を収容し、AP 306はセル310を収容する。LHR 302及びAP 304、306はLHS 312及び同延のページング領域314を定義する。

【0036】図4において、ネットワーク400は二つのLHR 402、404を含む。LHR 402は二つの関連するAP 406、408をもつ。それぞれのAP 406、408は関連するセルを収容する。動様に、LHR 404は二つの関連するAP 410、412を持つ。AP 410、412それぞれのセルを収容する。AP 406、408はLHS 414を形成する。AP 410、412はLHS 416を形成する。4つ全てのAP 406、408、410、412はページング領域418を形成する。

【0037】図5のネットワーク500において、LHR 502は4つの関連するAP 504、506、508、510を持つ。それぞれのAPはそれぞれのセルを収容する。APのそれぞれの対はページング領域を形成する。このように、AP 504と506の対は、ページング領域512を形成し、AP 508と510の対はページング領域514を形成する。ページング領域512、514はLHS 516を形成する。

【0038】図6のネットワーク600において、二つのLHR 602、604は、三つのアクセスポイント610、612、614とともにページング領域616を定義する。AP 610は第1アクセスネットワーク620と関連する。AP 612は第2アクセスネットワーク622と関連する。AP 614は第3アクセスネットワーク624と関連する。AP 610、612、614それぞれのセルを収容し、関連するセル内でMHに対して無線通信を提供する。ページング領域616はアクセスネットワーク620、622、624それぞれの部分を網羅する。

【0039】このように、ページング領域はあらゆる、さまざまな構造で配置されるものとする。ページング領域は、最終ホップサブネットワーク及びアクセスネットワーク内及び間において存在できるものとする。ここに開示されている実施形態に基づき、ページング領域はシステム事情により動的に再構成されるものとする。

【0040】図7は無線通信システムにおけるページング領域の再構成を示すブロック図である。図7は道路702の傍の携帯電話無線通信ネットワーク700を示す。ネットワーク700はセル704、706、708といったセルを収容する複数のアクセスポイントを含む。最初の段階では、それぞれのセルは最小のページング領域に対応する。最小のページング領域は、図7の左側に描かれた道路702と対称の円によって定義される。ネットワーク700の無線トラヒックが道路702

の車両交通量とともに増加すると、図7の右側に描かれた一つの大きいページング領域710を定義すべく、道路の傍のページング領域は統合する。その後、トラヒックが許すと図7の左側に描かれているようにページング領域は最小の単位まで解体される。

【0041】好ましくは、ページング領域は人的努力と間違いを最小限にするために自動的に構成されることが望ましい。ページング領域は、ネットワーク内におけるページング効率を高めるためにユーザの動きに適応されることが望ましい。更に、このページング領域形成を提供する方法は、限られた重複許容構造を提供することが望ましい。また更に、ページング領域形成の方法は、多くの異種類のアクセスネットワークに適応可能であることが望ましい。

【0042】図8は、ページング領域形成の他の例を示すブロック図の一続きである。図8は、無線通信システム800内のページング領域の時間的变化を示している。図8において、それぞれの六角形は最小のページング領域を示している。組み合わさった、または形成されたページング領域は、共通のフィルパターンを持っている。図8の上部左側から始まり、MHの移動トラヒックが領域cから領域dへと増加する。MHのトラヒックの移動は図8のそれぞれの図の中で、矢印によって示されている。この描写は、実際のシステムにおけるトラヒックの単純化である。このトラヒック移動の結果、領域dは領域cの領域IDを取り入れ、図8の上部右側に示されている領域dの変化したフィルの通り、領域cとdは一つのページング領域となる。

【0043】以後、上部右側の図に示すとおり、MHトラヒックは領域aから領域bへと増加する。その結果、領域bは領域aの領域IDを取り入れ、領域bの変化したフィルが示すとおり、領域aと領域bは一つのページング領域となる。以後、図8の下部右側の図に示すとおり、MHトラヒックは領域bから領域cへと増加する。その結果、下部左側の図に示すとおり、領域cとdは領域bの領域IDを取り入れ、領域a、b、c及びdは一つの広いページング領域となる。このように、この模範的实施形態において、ページング領域はMHの移動トラヒックの変化に応じて自身を再構成する。

【0044】図9は、MH 902と最終ホップルータ904、906の二つの模範的实施形態を示すブロック図である。これらそれぞれの装置と、その構成について、以下で説明する。

【0045】MH 902は、例えば携帯又はPCS電話、パーソナルデジタルアシスタント(PDA)、パーソナルコンピュータ、又はこれらの組み合わせ又は他のあらゆる電子装置によって具体化される。MH 902は、ホストレポーターエージェント908と第3層移動エージェント910を含む。典型的な実施形態において、MH 902は、電池、プロセッサ、メモリ、ユーザインターフェー

ス及び無線回路を含む移動又は携帯型電子装置として具体化される。これらの構成要素は、図面を必要以上に煩雑にしないために、図9には示されていない。MH902の電力は電池によって供給される。プロセッサは、マイクロプロセッサ、マイクロ制御デジタル信号プロセッサ、他の論理回路又は、MH902の動作を制御する装置の組み合わせでよい。プロセッサは、フラッシュ、EPROMまたはRAMなどの半導体メモリに保存されている、プログラム指令に応じて作動する。ユーザインターフェースはユーザにMH902の制御をさせ、ディスプレイ、キーパッド、スピーカ、マイクロフォン他の構成要素を含むものでよい。無線回路は、最終ホップルータ904などの遠隔装置との無線通信を可能にする。典型的実施形態の無線回路は、それぞれに符号化、復号化及び変調、復調を行う送信機及び受信機を含む。無線回路により、MH902は最終ホップルータ904と無線リンク914を通して通信する。

【0046】ホストレポーターエージェント908と第3層移動エージェント910は、ソフトウェア処理制御動作及びMH902内の通信のために導入されたものである。ホストレポーターエージェント908はLHR904、906などの最終ホップルータのページング領域形成エージェントへMH902の移動についての報告を担っている。第3層移動エージェント910は、LHRの休止管理エージェントへ、パケットの到着を知らせる。以下に、ホストレポーターエージェント908と第3層移動エージェント910の詳細を説明する。

【0047】図9の模範的实施形態の最終ホップルータ904、906は、ページング領域形成エージェント920、休止管理エージェント922、ローカルページングエージェント924、ローカルトラッキングエージェント926及び第3層移動エージェント928を含む。典型的な実施形態において、最終ホップルータ904と906はMH902などの移動ホストに無線又は有線のリンクを提供する。リンクは、1つ以上のMHと無線通信を行っている、携帯電話基地局などのアクセスポイントへの有線リンクを含む。最終ホップルータ904と906は更に、他のルータなどの他のネットワーク装置へ有線リンクを提供する。最終ホップルータ904と906との通信は、インターネットプロトコル(IP)によるものが好ましいが、いかなる適切なデータ通信プロトコルまたは基準であっててもかまわない。

【0048】模範的な実施形態において、最終ホップルータ904と906は、プロセッサ、メモリ及び通信回路を含む。プロセッサは、最終ホップルータ904と906の動作の制御用のマイクロプロセッサ又は他のデジタル論理であっても良いが、いかなる適切な制御回路であってもよい。プロセッサは、メモリに保存された、プログラム指令とデータとともに作動する。通信回路は、最終ホップルータ904、906と他のネットワーク装

置との間のデータと指令の通信を提供する。プロセッサ、メモリ及び通信回路は、必要以上に図面を煩雑にしないために、図9には示されていない。

【0049】図9において、最終ホップルータ904と最終ホップルータ906は、実質同じものとして示されている。しかし、これらの構成要素は、動作の必要に応じて構造及び動作を広く変化可能であることが望ましい。

【0050】ページング領域形成エージェント(PCA)920は、最終ホップルータ904と906と通信しているMHの移動レポーターエージェントからの移動報告を受信するために作動する。PCAは、休止管理エージェント(DMA)によりMHへのパケットの到着を知らされ、ローカルページングエージェント(LPA)形成へページング形成メッセージを送信する。PCA920が肯定的又は否定的な結果をLPAクラスタから受信すると、PCAはDMAへ知らせる。PCA920の構造及び動作の詳細は、図10とともに以下に説明をする。

【0051】休止管理エージェント(DMA)922は、休止モードにあるMH902などのMHに対するパケット送信を感知し、MHを呼び出すようPCA920に知らせる。休止モードは、MHの電池を節約するために、MHが入る低電力休止状態である。PCA920が、MHに対しインターネットなどのネットワークへのルータブル接続が存在することを知らせると、DMA922はMHに対しパケットを配信するよう手配をする。加えて、MHは、MHがページング領域を変更するとともにDMAを変更してもかまわない。

【0052】ローカルページングエージェント924(LPA)はMH902などのMHへの警告を担っている。更に、LPA924は、ページング領域を特定するために、MHに対してリンクを通じて周期的に広く情報を送ることによりページング領域を維持している。この模範的实施形態において、それぞれのページング領域は、複数のLapsに収容される。

【0053】ローカルトラッキングエージェント(LTA)926は、MHが休止モード又は、活動モードにあるとき、また、MHが同一の最終ホップサブネット(LHS)にあるときに、MHの位置をたどることを担っている。第3層移動エージェント928は、それらの用語がこれまで知られている通り、Mobile IP Home Agent又はForeign Agentであってよい。第3層移動エージェント928はDMA922に対して、IPパケットの到着を知らせる。

【0054】PCA920、DMA922、LPA924、LTA926及び第3層移動エージェント928は、最終ホップルータ904と906に実施されるソフトウェア処理であることが望ましい。最終ホップルータ904と906のプロセッサ又は他の制御回路の動作のための適切なプログラムコード及びこれらのソフトウェア処理の実行の

ためのデータは最終ホップルータ 904 と 906 のメモリに保存されてよい。

【0055】図10は図9内のページング領域形成エージェント920の動作ブロック図である。模範的实施形態におけるページング領域形成エージェント920は、可能性マップ(PMAP)1002、クラスタマップ1004、可能性マップ更新処理1006、形成処理1008及びページング転送処理を含む。これらページング領域形成エージェント920の構成要素は、図9内のLHR904、906などの最終ホップルータの制御のためのソフトウェア処理のために具体化されることが望ましい。

【0056】ページング領域形成エージェント920は、どのページンググループにPCA920が統合されるべきかを決定するために、可能性マップ1002を維持する。PCA920は、他のページング領域形成エージェントとの関係を維持するために、クラスタマップを使用する。可能性マップ更新処理(PUP)1006は、可能性マップ1002を維持するために作動する。形成処理1008は、ページング領域形成エージェント920の中心機能を実行する。ページング転送処理(PFP)は、ページング要求の転送を実行する。これらそれぞれの処理を、以下に詳細に説明する。

【0057】図11及び12は、図9に示すページング領域形成エージェント920の可能性マップ1002の一つの実施形態の構造を示すものである。可能性マップ1002は、MHの過去の移動トラヒックの統計記録を含む。可能性マップ1002において、それぞれの最小ページング領域又はページング単位領域は、図11に示すとおり、二つの空間変数(X,Y)によって定義される。

$X = \{\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_j\}$,

ここで、 ξ_i はページング領域iの領域IDを示す。

$Y = \{\eta_1, \eta_2, \dots, \eta_k\}$

ここで、 η_i はページング領域iのネットワークアドレス識別子(NAI)を示す。NAIはIPアドレスでよい。

【0058】図12に一例を示す。過去のネットワークの動作において、 (ξ_1, η_1) から (ξ_5, η_5) へ、特定の時間帯にMHトラヒックが移動した可能性を40%とする。MHトラヒックが (ξ_2, η_2) から (ξ_5, η_5) へ動いた可能性を30%とする。MHトラヒックが (ξ_2, η_6) から (ξ_5, η_5) へ動いた可能性を20%とする。MHトラヒックが (ξ_8, η_7) から (ξ_5, η_5) へ動いた可能性を10%とする。その結果、可能性マップ1002は、図12において「二次元マップ」と名づけられたテーブル1202を持つ。この二次元マップは、「一次元マップ」と名づけられたテーブル1204へと変換される。変換において、同一のページング領域ID(ξ)から来る可能性が、加えられる。この一次元マップは、過去の移動トラヒックの統計によるとMHトラヒックが領域(ξ_2)より一番多くその領域に来ていることから領域ID(ξ_5)は領域ID(ξ_2)へと変

化すべきことを示している。このように、可能性マップ1002はどのページング領域が統合すべきか、又は、どのページング領域がお互いを収容すべきかを示す。

【0059】図13は、図10のページング領域形成エージェント920のクラスタマップ(CMAP)1004の構成を示す。クラスタマップ1004は、どのページング領域が現在統合しているか、又はどの領域に属しているかの情報を維持している。図13に示すとおり、クラスタマップ1004は3種類の情報を保存、すなわちデフォルト情報1302、ブランチ情報1304及びルート情報1306を保有している。動作の最初の段階において、ページング領域は独立しており他のどの領域にも統合していない。

【0060】図14は、デフォルト情報1302の構成の一つの実施形態を示す。デフォルト情報1302は、このような独立したページング領域のページング領域ID1402を含む。デフォルト情報1302は更に、ページング形成エージェント(PCA)のネットワークアドレス識別子(NAI)1404を含む。NAIはPCAにとって固有であり、例えばIPアドレスを含む。

【0061】図15はブランチ情報1304の構成の一つの実施形態を示す。この実施形態において、ブランチ情報1304は、形成グループのページング形成エージェントのルートページング識別子(PID)1502、先行のページング形成エージェントのネットワークアドレス識別子1504、及び現在のPCAを継承しうるページング形成エージェントのネットワークアクセス識別子1506のリストを含む。

【0062】図16は、ルート情報1306の構成の一つの実施形態を示す。ルート情報1306は、ページング形成エージェントのデフォルトPIDと同等であることが望ましいルートページング識別子1602を含む。ルート情報1306は更に、ページング領域形成エージェントを継承しうるもののネットワークアドレス識別子の完全リスト1604を含む。リスト1604において、それぞれの一番近い継承しうるPCAは、近隣のPCAネットワークアドレス識別子のリストに関連付けられている。したがって、図16におけるリスト1604への最初の登録1606は、継承しうるPCA NAIのリスト1608である。同様に、リスト1604への二番目の登録1610は、継承しうるPCA NAIのリスト1612を含む。好適なツリー構造において、登録リスト1608は更に、関連したNAI1614などのリーフPCA NAIを含む。

【0063】ブランチ情報1304とルート情報1306は、図8の例を用いて説明できる。ページング領域a、b、c、dは全て領域aに指定された同一のIDを持つ。領域aはルート領域と呼ばれ、ルート情報をもっている。ルート情報は例えばツリー構造のb、c及びdに

属する全てのページング領域を示す。ルート領域以外のページング領域は、すぐ前のページング領域とそれから引き継いでいる全てのページング領域を示すブランチ情報をもっている。ゆえに、例えば、領域bはすぐ前の領域がaで、引き継いでいる領域がcとdであることを示す情報を持っている。

【0064】図17は、図10における形成処理1008の動作ブロック図である。形成処理(CP)1008は、候補サーチ機能(CSF)1702、形成管理機能(CMF)1706、ページング管理機能(PMF)1708及び実行評価機能(PEF)1710を含む。可能性マップ1002からの情報に基づき、候補サーチ機能1702は統合されるか、又は他のページング領域から離れるページング領域候補を見つけ出す。形成決定機能1704は、見つけ出されたページング領域候補の中から、どのページング領域が実際に統合されるべきか、または離れるべきかを決定する。例えば、一つのみの領域IDを持つことが許され、また既に他の領域に統合されているページング領域は、現在の領域から離れない限り他のどのページング領域とも統合することはできない。形成決定機能1704は、現在のどの領域から離れ、他の領域と統合すべきかを決定できる。形成管理機能1706は、形成決定機能1704による決定に基づき、クラスタマップ1004を更新する。形成管理機能1706はまた、ページング領域が離れた及び/又は統合した他の領域のクラスタマップを更新する。

【0065】それに対し、ページング管理機能1708はページングの頻度を示すページング転送処理1010からの情報と、例えばいくつのMHが一つの領域からもう一方へ動いたかを表すMHトラヒックの変化を示す可能性マップ更新処理1006からの情報を管理する。実行評価機能1710は、現在のページング領域の大きさを判断する。概ね、ページング動作の数が増えるにつれ、ページングネットワークトラヒックの全体のコスト削減のためにページング領域の大きさは減少すべきである。これに対し、MHの移動トラヒックが増加するにつれ、ページング領域はそのサイズが増加すべきである。

【0066】図18は、図10におけるページング転送処理1010の動作ブロック図である。ページング転送処理は、クラスタマップ発見機能(CMDF)1802、ページング転送機能(PFF)1804及びページング通知機能(PNF)1806を含む。クラスタマップ発見機能1802は、休止メモリエージェント(DMA)動作1808からページングトリガパケットを受信し、クラスタマップ1004にどの領域にパケットは配信されるべきかを決定するよう求める。決定された領域は、ページングトリガパケットが向けられたMHを含んでいる。ページング転送機能1804は、クラスタマップ発見機能1802によって決定された領域にページングトリガパケットを転送する。ページング通知機能18

06は、形成処理1008へ、DMA動作1808から受信されたページングトリガパケットの頻度を通知する。図19は図10における可能性マップ更新処理1006の動作ブロック図である。可能性マップ更新処理1006は、可能性マップ維持機能(PMMF)1902、報告受信機能(PAF)1904及び移動通知機能(MNF)1406を含む。報告受信機能1904はMH902のホストレポーターエージェント(HRA)908(図9)からの登録信号を受信する。報告受信機能1904による通知によって、可能性マップ維持機能1902は行き来しているMHの統計を計算し、可能性マップ1002を更新する。移動通知機能1906は、行き来しているMHの頻度を決定し、形成処理1008へ通知する。

【0067】図20は、MH902内のホストレポーターエージェント(HRA)908(図9)の動作ブロック図である。HRAは、レポーター処理(REPF)2002、前位置テーブル(PLT)2004と現在位置テーブル(CLT)2006を含む。MHが移動すると、レポーター処理2002は前位置テーブル2004と現在位置テーブル2006の両方を更新し、MHを新しい領域に登録する。レポーター処理2002は、現在のページング領域形成エージェントに対して、ページング領域移動を報告する。図20に示されている通り、前位置テーブル2004は、ページング識別子(PID)と前のページング領域形成エージェントのネットワークアクセス識別子(NAI)を記憶する。同様に、現在位置テーブル2006は、ページング識別子(PID)と現在のページング領域形成エージェントのネットワークアクセス識別子(NAI)を記憶する。MHが他のページング領域に移動すると、レポーター処理2002は現在位置テーブル2006情報を前位置テーブル2004へと移す。図21は、それらのページング領域形成エージェント(PCA)によって示されるページング領域の形成を示すものである。クラスタ2102は、クラスタ2102内の他の全てのPCAが属するか関連する一つのPCAを持つ。このようなPCAはルートPCA2104と呼ばれる。クラスタ2102はまた、ツリー構造が終了するPCAを持つ。これらは以下、リーフPCA2108と呼ばれる。ツリー構造内のルートPCA2104とリーフPCA2108間の他のPCAは中間PCA2106と呼ばれる。

【0068】図22～26は形成動作を示す。図22は統合動作を示す。統合動作において、現在どのクラスタにも属さないPCAは他のクラスタか既存のPCAクラスタの一部に統合する。図21に示されるとおり、PCA2はクラスタ2202を形成すべくPCA1と統合する。以後、PCA3はPCA1とPCA2のクラスタ2202と統合する。

【0069】図23は「分離」と呼ばれる第2の形成動

作を示す。この動作において、リーフPCA又は中間PCAはPCAクラスタを離れる。図23において、PCA3はPCA1とPCA2を構成しているクラスタ2302から自身を切断する。その結果、クラスタ2302はPCA1とPCA2のみを含む。

【0070】図24は、「クラスタ統合」と呼ばれる第3の動作を示す。クラスタ統合において、ルートPCAはPCA又は既存のPCAクラスタの一部と統合する。図24において、PCA1、PCA2及びPCA3を構成しているクラスタ2402は、PCA4及びPCA5を構成しているクラスタ2404と統合する。統合したクラスタ2406はPCA1、PCA2、PCA3、PCA4及びPCA5の全てを含む。PCA1はクラスタ2402のルートクラスタであったが、この結果統合したクラスタ2406のルートクラスタとなる。

【0071】図25は、「クラスタ刈り」と呼ばれる第4の動作を示す。この動作において、ルートPCAまたは中間PCAは、最初のクラスタから続きのPCAのセットを刈り取るか又は取り除く。この結果によるクラスタのPCAは、それぞれのクラスタのルートPCAとなる。図25に示すとおり、最初のクラスタ2502は、二つの別々のクラスタ2504と2506になる。PC

A4とPCA5を構成しているクラスタ2504はPCA1、PCA2、及びPCA3を構成しているクラスタ2506から自身を切断する。

【0072】図26は「クラスタ分割」と呼ばれる最後の動作を示すものである。この動作において、ルートPCAはクラスタを離れ、クラスタ情報を以降のルートクラスタへと移す。図26において、PCA1はクラスタ2602のルートPCAである。PCA1は、他のPCAを残しつつ、クラスタ2602を離れる。PCA2は、残りのクラスタ2602のルートPCAとなる。

【0073】以下のテーブルは、ここに説明されたシステム及び方法の一つの実施形態に使用されたメッセージを示すものである。{JOIN REQ, ALLOW JOIN, DENY JOIN}は統合動作のメッセージである。{LEAVE REQ, LEAVE ACK}は分離動作のメッセージである。{PRUNE REQ, PRUNE ACK}はクラスタ刈り動作のメッセージである。分離及びクラスタ刈り動作にはALLOW又はDENYメッセージはない。最後のメッセージはトラヒック報告のためのものである。これらのメッセージは、ページングクラスタ内のマスタースレーブ関係を通して、ホップごとに伝えられる。

テーブル：プロトコルメッセージ

メッセージ	記述	発信元	受信先
JOIN REQ	クラスタ統合のため送信	ROOT	ROOT
ALLOW JOIN	JOIN REQ許可	ROOT	ROOT
DENY JOIN	JOIN REQ拒絶	ROOT	ROOT
LEAVE REQ	クラスタ分離のため送信	BRANCH, LEAF	ROOT
LEAVE ACK	LEAVE REQのAck	ROOT	BRANCH, LEAF
PRUNE REQ	ツリーを切るため送信	ROOT	BRANCH, LEAF
PRUNE ACK	PRUNE REQのAck	BRANCH, LEAF	ROOT
PMAP REPORT	PMAP報告	BRANCH, LEAF	ROOT

【0074】最初の段階では、基地局ルータ(BSR)は孤立している。全てのBSRは、それぞれのブートストラップ段階の始まりにおいて、Main()プロシージャを実行する。Main()プロシージャの一実施形態を以下に示す。プロシージャの実行において、BSRは二つのクラスタへと分け隔たれる。クラスタは、相互接続されたBSRのセットである。クラスタは、単一のBSRによって構成されても良い。それぞれのクラスタには、ROOT BSRは一つのみである。一つのBSRクラスタを占める部分はROOT BSRのみである。ROOT BSRが撤退すると、ROOTとしての機能が停止し、再びROOTとならない限りその後のROOTアルゴリズムにおいて不活発となる。

【0075】Main()プロシージャは、BSRの状態に応じて、プロシージャを求める。もしBSRがROOTであれば、Root Main()を求める。さもなければOther Main()プロシージャを求める。これは、非同期分散アルゴリズムであることから、ロックミューテックス変数がBSR内の重要部分を保護することを担っている。

```

Main () [//Main for all
1  prepare a mutex Lock;
2  variable v is this BSR;
3  while true {
4      if (v == ROOT)
5          Root Main (v);
6      else
7          Other Main (v);
8  }
9 ]

```

【0076】Root#Main()プロシージャは、T周期において、上のテーブルにおいて定義されているメッセージを待つ。非同期の到着するリクエストを受信するために、Wait#For#Input()プロシージャが使用される。Wait#For#Input()プロシージャが戻ると、受信したメッセージを処理するRoot#Msg#Recv()プロシージャを実行する。定数Tは、T周期においてユーザ移動とページングトラヒック統計がサンプリングされたものとする。Tの選択は、

操作者によって設定されても良い。

【0077】T周期の後、Root#Main()プロシージャはRoot#Trigger()プロシージャを求める。このプロシージャは、ROOT BSRが統合か刈り取りかの動作を行うことを判断する。Root#Trigger()プロシージャは、以下に詳細に記述する。

Root#Main(v) [// Main for ROOT

```
1  var#BSR u;
2  t0 = current#time();
3  while(current#time() - t0 > T period){
4      Wait#For#Input(&Root#Msg#Recv(), timeout);
5  }
6  switch(Root#Trigeer(v, PMAP, &u)) {
7      case JOIN :
8          Join(u, v); break;
9      case PRUNE :
10         Prune(); break ;
11     case default :
12         break;
13 }
14 return
15 ]
```

【0078】Root#Msg#Recv()プロシージャは、Root#Main()プロシージャによって求められる。その処理は、メッセージを受信する。PMAP REPORTメッセージはスレーブBSRからメッセージを受信する。全ての隣接するページング領域を検知するために、クラスタ内の全てのPMAP情報はROOT BSRへと報告されなければならない。クラスタを統合することを要求するJOIN REQメッセージは、他のROOT BSRから来る。JOIN REQメッセージは、マスタースレーブルーピングを避けるために、要求されているROOT BSRの現在のPA-IDを含まなければならない。LEAVE REQメッセージは、クラスタからの分離を要求するスレーブBSRから来る。Root#Msg#Recv()プロシージャはまた、データ不整合をさけるために、ロックをメッセージ受信後に取得する必要がある。ロックが取得できない場合は、エラーメッセージを前の送信者へと送信する。

Root#Msg#Recv(v) [// Message handler for Root

```
1  Msg = receive();
2  if(acquire (Lock) == true) {
3      switch(msg.type) [
4          case PMAP#REPORT:
5              PMAP  msg.body; break;
6          case JOIN REQ:
7              Join#hdr(msg, v); break;
8          case LEAVE#REQ:
9              Leave#hdr(msg, v); break;
10     ]
11     release(Lock);
```

```
12     ] else [
13         send(msg.sender, ERROR);
14     ]
15 ]
```

【0079】Join#hdr()プロシージャは、他のROOT BSRからの統合リクエストを処理する。これは、分散プロシージャであるため、近隣のページング領域に関して古い情報を持っている場合がある。プロシージャは、現在のスレーブの可能性マップを求めることにより、近隣の情報を取りに行く。そして、ROOTは、以下で詳細に説明をするプロシージャ、CostChange()を計算する。もし、CostChange()プロシージャの結果が正数であれば、Join#hdr()プロシージャは、クラスタの最大サイズKを調べる。クラスタのサイズがK未満の場合は、ROOT BSRは統合を認める。そして、ツリートポロジと統合動作に関連する近隣情報を更新しなければならない。最後に、ROOT BSRはALLOW JOINメッセージを発信者に送信する。さもなければ、DENY JOINによって応答する。プロシージャはまた、ミューテックスロック以内に実行されなければならない。

Join#hdr(msg, v) [// Join request handler

```
1  fetch current PMAP into from slaves;
2  if (Cost Change (v) == positive) [
3      if (total size of the cluster < K) {
4          msg.sender added to the cluster ;
5          Update topology information;
6          Update neighbor information;
7          send(msg.sender, ALLOW#JOIN); return;
8      ]else
30 9      send(msg.sender, DENY#JOIN); return;
10  else
11      send(msg.sender, DENY JOIN); return;
12 ]
```

【0080】Leave()プロシージャは分離リクエストを処理する。ROOT BSRはBRANCH及びLEAF BSRに随時分離することを許可する。Leave()プロシージャは、リクエストを切断することで、ツリートポロジを更新する。その後、ROOT BSRは肯定応答を送信する

Leave-hdr(msg, v) [//Leave request handler

```
40 1  msg.sender removed from the cluster;
2  send(msg.sender, LEAVE#ACK);
3 ]
```

【0081】Join()プロシージャが、ROOT BSRが他のクラスタに統合する決定をした後に再び要求される。メッセージを送信する前に、ロックが取得されなければならない。他のROOT BSRはROOT BSRの統合を認めた場合、リクエストはALLOW_JOINメッセージを受信する。そして、リクエストのROOT BSRはROOTではなくなり、BRANCHまたはLEAFとなる。

50 Join(u, v) [// Join request sender

```

1  if (acquire (Lock) == true) {
2      send(u,JOIN#REQ);
3      msg = receive();
4      if (msg.type == ALLOW#JOIN) [
5          v retired from root;
6          release (Lock);
7          return
8      ] else if (msg.type == DENY#JOIN) [
9          release(Lock);
10         return;
11     ]
12 ] else
13 return;
14 ]

```

【0082】ROOT BSRがクラスタ内の幾つかのBRANCHツリー又はリーフを刈り取ることを決定した後、Prune()プロシージャが要求される。この刈り取り決定は、以下に記載するとおりにRoot Trigger()によって決定される。

Prune(v) [// Prune request sender

```

1  if (acquire(Lock) == true) [
2      for each remaining w 2 v's slaves;
3          send(w,PRUNE#REQ);
4          msg = receive(w);
5          if (msg.type == PRUNE#ACK)
6              Separate w;
7  else
8  return;
9  ]
10 ]

```

【0083】Other#Main()プロシージャは、BRANCHとLEAF BSRのためのものである。T周期の後、自身のROOT BSRへ可能性マップ記録が送信される。BRANCHとLeaf BSRは唯一の任意の動作である分離のみが認められている。Others#Trigger()プロシージャは、以下に記載の通り現在のクラスタから離れるかあるいはとどまるかを決定する。BSRが離れる決定をすると、ROOT BSRに対しLEAVE__REQメッセージを送信する。ROOT BSRより、リクエストをしたBSRが許可を受信すると、トポロジーと近隣情報が更新される。特筆すべきは、BSRがROOT状態にないときは、分離動作は許可されない点である。

Other Main(v)[// BRANCH and LEAF's Main

```

1  t0 = current time();
2  while(current time() t0 T period)[
3      Wait For Input(&Other Msg Recv,timeout);
4  ]
5  send(master, PMAP#info);
6  if (Leave#Trigger(PMAP,v) == negative)[
7      acquire(Lock);
8      send(ROOT,LEAVE#REQ)

```

```

9      msg = receive(ROOT);
10     if (msg.type == ALLOW#LEAVE) [
11         Update topology information;
12         Update neighbor information;
13         release(Lock);
14         return;
15     ];
16     release(Lock);
17     return;
10 18 ]
19 ]

```

【0084】BRANCH及びLEAF BSRは、T周期の間に4つのメッセージを受信することになっている。BRANCHまたはLEAVE BSRがJOIN#REQ及びLEAVE#REQメッセージを受信すると、単に母体BSRへと転送される。BSRがFETCH#REQを受信すると、リクエストに自身の可能性マップ情報を返信する。BSRがPRUNE REQを受信すると、下部のスレーブBSRとともに現在のクラスタから離れるべく、Prune()動作を実行する。特筆すべきは、任意の分離に際してはBSRはスレーブなしで離れる点である。ただし、刈り取りの際は、BSRはスレーブBSRとともに離れる。

Other#Msg#Recv(v) [// Message handler for Others

```

1  msg = receive();
2  if(acquire(Lock) == true) [
3      switch(msg.type) [
4          case JOIN#REQ
5              send(master,msg); break;
6          case LEAVE#REQ
7              send(master,msg); break;
30 8          case PRUNE#REQ
9              Prune(v); break
10         case FETCH#REQ
11             send(msg.sender,PMAP); break;
12     ]
13 else
14     send(msg.sender, ERROR);
15 ]
16 release(Lock);
17 ]

```

40 【0085】トリガ機能は、上述のトラヒックサンプリングによって作成された統計テーブルを使用する。ROOT BSRは、他のクラスタに統合するか、ツリーを刈り取るかの決定が可能となる。

Root#Trigger(v,PMAP,*u) [

```

1  var int max,min,tmp;
2  var BS w;
3      neighbor#list find#Paneighbors(PMAP);
4      if (Cost(v) > PruneThreshold)[
5          return prune;
50 6 ]

```

```

7   for each remaining w∈neighbor#list [
8       tmp = CostChange(W) ;
9       if (min > tmp) [
10           min = tmp;
11           u = w;
12       ]
13   if (min<JoinThreshold) [
14       u removed from neighbor list;
15       return join;
16   ]
17 ]
18 ]

```

【0086】まず、Root#Triggerは集められた可能性マップを使用することにより、近隣ページング領域を発見しようとする。そして、刈り取りトリガの計算を開始する。ページングコストがある限度を超える場合、無線帯域幅を大きく占めすぎることがないようにページング領域の大きさは削減されるべきである。もし、以下に記載のCost()の結果がPruneThresholdの値よりも大きい場合は、全てのブランチは独立したBSRとなるべく解放される。

【0087】次に、Root#Triggerは統合トリガを計算する。ROOT BSRはスレーブからそのルートへと報告される全てのスレーブの可能性マップを知ることができる。選ばれた可能性マップは、近隣ページング領域の周辺確率分布を提供する。統合トリガは可能性マップを参照することにより、全ての可能な近隣領域を探す。それぞれの候補に関し、以下の記述の通りCost#Change()関数が計算される。Root#Trigger()は、候補統合への最低コストを探索する。もし、候補が、JoinThreshold変数未満の値であれば、ROOT基地局は統合を決定する。

【0088】もし、JoinThreshold変数の値が相当大きい場合は、ROOT BSRは他により早く統合する手段を取る。

【0089】Leave#Trigger()プロシージャは、非ROOT BSRが実行する唯一の動作である。全てのBSRは自身の可能性マップを維持し、そしてもしBSRが現在のクラスタ内の動きが他のページング領域に比べて弱いと判断した場合は、現在のクラスタを離れようとする。

```

Leave#Trigger(PMAP,v)[
1   refresh PMAP information;
2   for each remaining w∈PMAP[
3       if (current cluster is lower than w)
4           return negative;
5   ]
6   return positive;
7 ]

```

【0090】まず、Leave#Trigger()プロシージャは、可能性マップ情報を更新する。そして、BSRは可能性マップ内の周辺確率分布を現在のクラスタ内の周辺確率分

布と比較する。もし、現在のクラスタの値が、他に比べて低い場合は、負の数を戻すことにより離れることを決定する。さもなければ、同じクラスタにとどまる。

【0091】特筆すべきは、二つのセルが同じページング領域にある場合、休止モードにあるユーザはこれら二つのセルの間を行き来している間は位置情報の更新をしない。これは、MHが異なるPA-IDを受け止めるまでは活動モードに入らないためである。この結果、ユーザトラヒックが管理されている位置更新メッセージが送信されない。これは、隠れた移動上の問題と呼ばれても良い。内部トラヒックパターンが変化した際、コストがここで消費されることから古いパターンのコストが大きくなる可能性がある。これらの事情から、BSRは最良の新しいページング領域を統合のために選択することを可能とすべく、古いページングエリアから離れることが可能でなければならない。この問題を解決するために、模擬アニーリング方法が提案されている。可能性マップにおける、全ての入力更新において、BSRは以下の方程式を計算する。

【数1】

$$\tau_{pv}(t+1) = (1-\rho)\tau_{pv}(t)$$

τ_{pv} は現在のトラヒック情報であり、 $\rho \in [0,1]$ はセルがどれだけ早く独立するかを決定する書き換え可能な定数である。

【0092】この方程式の意味は、率直である。ページング領域をセルが統合した結果、境界が消えるとする、アルゴリズムはその境界におけるトラヒックは減少するものと仮定する。 $\tau_{pv}(t+1)$ がある閾値よりも低い場合、アルゴリズムは統合動作を再び実行すべくセルを独立させる。その結果、ある周期の後にセルは独立する。セルが、その境界において異なるページング領域がないとわかると、アニーリングアルゴリズムは実行されない。

【0093】ここに記載されたアルゴリズムは、ページングエリアを統合／分離するための、適切なトリガ次第である。ダイナミックページング領域を構築することの一つの目的は、全体のページングコストを最小限にすることにあることから、コスト機能をトリガとして使用することは自然である。上述の通り、全体のページングコストは、ページングコストと位置更新コストの二つの部分に分けることができる。

【0094】ページングコスト

ページングコストは、次の要求が受信される際にページング領域内において発信されるバイト/秒によって定義される。ページングコストは更に、有線チャンネルのためのコストと、無線チャンネルのためのコストの二つに分けることができる。ページングコストを測定するため、以下のパラメータが定義される。

PAi-i番目のページング領域

R_i -ページング領域 i (PA_i) の次の要求割合。(要求/秒)

C_p -要求に対するセル内のページングコスト (バイト/(要求×セル))

$N_{cells}(i)$ -ページング領域 i におけるセルの数 (セル)

更に、 αC_p はルータから他のルータへのページングリクエスト送信のコストであり、 βC_p は無線におけるページングリクエスト送信コストである。 α と β は有線及び無線送信への加重である。それぞれの次の PA_i 要求に関し、それぞれのセルに対しページングメッセージは一度のみ送信され、そして、無線で送信されるものとする。ページングコストはそして、以下の方程式で表されるものとする。

【数2】

$$Cost_{incoming}(i) = R_i \times (\alpha + \beta) \times N_{cells} \times C_p$$

【0095】位置追跡コスト

ユーザが前の PA_j から新しい PA_i へと移った場合、位置情報が更新されなければならない。位置更新コストは、ユーザが異なるページング領域を分けている境界を越え

$$Cost_{location-update}(i) = \sum_{j \in N(i)} 2p_{ji} [\alpha (d_{BSR_i, TA_i} + d_{BSR_i, DMA_i}) + \beta] C_u$$

【0096】全体のページングコスト

ここに示されるコスト関数に基づき、ある時間帯におけ

$$Cost = R_i \times (\alpha + \beta) \times N_{cells} \times C_p + \sum_{j \in N_i} 2p_{ji} [\alpha (d_{BSR_i, TA_i} + d_{BSR_i, DMA_i}) + \beta] C_u$$

この方程式に基づき、3つのパラメータ、次の要求割合、ページング領域の大きさそして2つのページング領域間のトラヒック情報は全体のコストに大きく寄与する。次に、これらのパラメータとダイナミックページング領域構築の関係について解析する。

【0097】トラヒックパターン

コスト関数に基づき、2つのページング領域間のトラヒックは、ページングコストに大きく寄与することがわかる。直観的に、ふたつの異なるページング領域間のトラ

るときに秒ごとに送信されるビット数で定義される。特筆すべきは、ユーザがこれら二つのセルの境界を超えたときに、二つのセルが同じページング領域にあったとすると、ユーザは情報を更新しない点である。この位置更新コストを測定するに当たり、以下のパラメータが定義される。

p_{ji} -ユーザの PA_j から PA_i への移動の割合 (users/ec)

p_{ij} -ユーザの PA_i から PA_j への移動のパーセンテージ (usersec)

d_{BSR_i, TA_i} -BSRと PA_i 内のTA間の、例えばホップ数による平均距離 (hops)

d_{BSR_i, DMA_i} -BSRと PA_i 内のDMA間の例えばホップ数による平均距離 (hops)

C_u -ホップごとの位置更新コスト (bytes/user/hop)

$N(i)$ - PA_i に近いページング領域を含むセット、 PA_i を含まない。

それぞれのページング領域 i に対し、

【数3】

る全体のコストは以下の通り定義される：

【数4】

ヒックが大変詰まっている状態のときは、より少ない位置更新情報が送信されることから全体のページングコストを二つのセルを組み合わせることにより削減できることがわかる。この事実に基づき、統合動作のトリガについて解析する。

【0098】隣接する二つのページング領域 i 、 j について考察する。そして、上記コスト関数に基づき、固定周期におけるページング領域 i のコストは

【数5】

$$Cost_i = R_i \times (\alpha + \beta) \times N_{cells}(i) \times C_p + \sum_{k \in N(i)} 2p_{ki} [\alpha (d_{BSR_i, TA_i} + d_{BSR_i, DMA_i}) + \beta] C_u$$

T周期における全体のコストは

$$cost = cost_i + cost_j$$

PA_i と PA_j のふたつを組み合わせた後、同じ周期にお

ける全体のコストは

【数6】

$$Total = (R_i + R_j) \times (\alpha + \beta) \times ((N_{cells}(i) + N_{cells}(j)) \times C_p) + \sum_{k \in N(i) \cup N(j), k \neq j, i} 2p_{ki} [\alpha (d_{BSR_i, TA_i} + d_{BSR_i, DMA_i}) + \beta] C_u$$

これらを組み合わせる前に全体のページングコストから 50 減じると

【数7】

$$\begin{aligned}
 Cost_{change} = & ((R_i N_j + R_j N_i) \times (\alpha + \beta) \times C_p \\
 & - 2p_{ji} [\alpha (d_{BSR_i, TA_i} + d_{BSR_i, DMA_i}) + \beta] C_u \\
 & - 2p_{ij} [\alpha (d_{BSR_j, TA_j} + d_{BSR_j, DMA_j}) + \beta] C_u
 \end{aligned}$$

距離が類似している場合、以下の方程式となる。

【数8】

$$\begin{aligned}
 Cost_{change} = & ((R_i N_j + R_j N_i) \times (\alpha + \beta) \times C_p \\
 & - 2p_{ji} [\alpha (d_{BSR, TA} + d_{BSR, DMA}) + \beta] C_u
 \end{aligned}$$

ここで、 $p_{i,j}=p_{ij}+p_{ji}$ となり、これは二つの異なるページング領域間の全てのトラヒックをさす。 $Cost_{change}$ が0未満の場合、全外のページングコストは二つのページング領域を組み合わせることにより削減できることは明らかである。組み合わせ処理は、関連する二つのページング領域の全体のページングコストのみに影響する。

【0099】次の要求割合

統合動作のトリガについては上述の通りである。幾つかの場合において、ページングコストの上限は固定されている。例えば、作動者によって、無線帯域を占めすぎることのないよう、コスト関数の上限を設定することができる。この場合、固定エネルギー量環境として定義することができる。ページング領域が安定化され、入ってくる割合が大きく増加すると、ページング領域の大きさを削減することにより、コストを最初の規模に削減することができる。現在開示されている実施形態において、刈り取り動作がこのような事情の下でトリガされる。

【0100】図27～35は形成動作処理における通信を示すものである。ここに示す実施形態は、6つの処理からなる：移動報告処理、統合処理、分離処理、クラスタ統合処理、クラスタ刈り取り処理及びクラスタ分割処理。これらそれぞれについては、順に説明をする。

【0101】図27は、移動報告処理における通信を示すものである。図27に示す通り、MHは現在、通信ネットワーク内で n PCAによって指定されているネットワークの最終ホップルータに登録されている。MHは移動し、 $n+1$ PCAで指定されている最終ホップルータに n PCAから2702第3層ハンドオフを行う。いかなる、適切な従来のハンドオフ処理が使用されてもかまわない。そしてMHは、 $n+1$ PCAへの移動報告2704又は $n+1$ PCAへの登録を行う。

【0102】図28及び29は、第二の手順である「統合手順」を示すものである。図28において、PCA1はPCA2と統合する。PCA1はまず、PCA2への統合のリクエスト2802を送信する。PCA1の統合が認められた場合、PCA2はPCA1に対し、PCA1の統合を受け付ける応答2804を送信する。PCA

1と統合された後、PCA2はルートPCAとなる。PCA2はデフォルト情報(図14)からルート情報(図16)へと変換し、PCA1を従属PCAとしてルート情報に加えるためにルート情報を更新する。PCA1はPCA2と従属関係になる。PCA1は、PCA2を自身のルートPCAとして加えるために、デフォルト情報からブランチ情報(図15)へと変換する。

【0103】一つのPCAがPCAのクラスタに統合してもかまわない。図29に示すとおり、PCA1がPCA4、PCA3及びPCA2を構成しているクラスタに統合しようとしている。このクラスタにおいては、PCA4はルートPCA、PCA3は中間PCAそしてPCA2はリーフPCAである。PCA1はまず、PCA2に対し統合リクエスト2902を送信する。クラスタマップ(CMAP)をたどり、PCA2は同様にルートPCAであるPCA4へ統合リクエスト2906を転送するそのすぐ前のPCA3へリクエスト2904を転送する。PCA1の統合が受け付けられる場合、PCA4はPCA1との統合を受け付ける応答2910を送信する。この応答はPCA3を通して2912として、そしてPCA2を通して2914としてPCA1へ転送される。PCA4、PCA3及びPCA2は、それらのツリー構造内のPCA2に接続されている末端PCAとしてPCA1をクラスタマップに加える。

【0104】第3の手順は「分離手順」と呼ばれる。図30～32は分離手順の例を示す。図30において、PCA4、PCA3、PCA2及びPCA1は、PCA4をルートPCAとして、PCA1をリーフPCAとして、そしてPCA3及びPCA2を中間PCAとしてクラスタを形成する。PCA1は、自身をクラスタから切断しようとしている。PCA1からのリクエスト3002は、中間PCA2及び3を通してPCA4へ転送される。PCA4はこれに応じて、応答3004を同じ経路を通して逆方向からPCA1へと送信する。PCA1がクラスタから切断された後、PCA4、PCA3及びPCA2はそれらのクラスタマップのクラスタツリーからPCA1を抹消する。

【0105】図31は、PCA2がクラスタから自身を切断するもう一つの分離手順の例である。PCA2はPCA3を通してリクエスト3102をPCA4へ送信する。これに応じて、PCA4はPCA3を通して応答3104をPCA2へ送信する。一方で、PCA2は同じリクエスト3106をPCA2へ応答3108を返信す

るPCA1へ送信する。PCA2がクラスタから切断されると、PCA4と3はそれらのクラスタマップのクラスタツリーからPCA2を抹消する。PCA1はデフォルト情報へと変換し、PCA3と統合すべくリクエスト3110を送信する。PCA3とPCA4を構成するクラスタに統合するPCA1の手順は、上記と同じである。

【0106】図32は、PCA3が自身をクラスタから切り離す分離手順の他の例を示したものである。PCA3は、PCA4からの分離のためのリクエスト3202を送信する。PCA4はPCA3へ応答3204を返信する。その一方、PCA3は、PCA3へ応答3208を返信するPCA2へ、同じリクエスト3206を送信する。PCA3がクラスタから切断されると、PCA4はデフォルト情報から再変換する。そして、PCA2はPCA4へ統合すべくリクエスト3210を送信する。統合の手順は上述の通りである。

【0107】図33は、「クラスタ統合手順」と呼ばれる第4の手順を示したものである。図33に示すとおり、PCA1を含むクラスタは、PCA4、PCA3、PCA2を構成するクラスタと統合している。PCA4は、統合されたクラスタのルートPCAである。統合しているクラスタは、統合しているクラスタのルートPCAであるPCA1の他のPCAを含んでいてもかまわない。PCA1は、PCA3を通してPCA4へリクエスト3304を転送するPCA2へ、統合のためのリクエスト3302を送信する。統合が重なり、又は他への制約を破らない場合、PCA4は中間PCA3及び2を通じて3308が転送されたPCA1に対して応答3306を返送する。統合が完了すると、PCA4、PCA3及びPCA2は、PCA2へ従属するPCA1を含む統合クラスタを加えるべくそれらのクラスタマップを更新する。同様に、統合クラスタのPCAもまた、それらのクラスタマップを更新する。

【0108】第5の手順は「クラスタ刈り取り手順」と呼ばれる。図34は、PCA3がルートPCAでPCA2とPCA1が中間PCAである、これら3つのPCAによって構成されるクラスタを示すものである。PCA2は、PCA3よりPCA1と自身の切断を希望する。PCA2はまた、PCA1にその結果できるクラスタのルートPCAとなることを希望する。PCA2は、PCA3へ刈り取りのリクエスト3402と、PCA1へリクエスト3404aを送信する。もし刈り取りが受付可能であれば、PCA3とPCA1はPCA2へ応答3406と3408を送信する。PCA1及びPCA2が最初にPCA3から切断される。PCA3はデフォルト情報へ再変換する。PCA1はそしてルートPCAとなり、PCA2はPCA1の従属となる。PCA1は、PCA2を従属として含んでいるルート情報へと変換する。

【0109】最後の手順は「クラスタ分割処理」と呼ばれる。図35は、PCA3、PCA2、PCA1及びPCA0で構成するクラスタを示すものである。このクラスタでは、PCA3がルートPCAである。PCA2とPCA3は同レベルにおいてPCA3の従属である。PCA0はPCA1から依存されている。PCA3はクラスタから自身を切断しており、PCA2へ自身切断のリクエスト3502を送信する。リクエストは、クラスタのツリー構造を示すPCA3のクラスタマップ内の情報を含む。PCA2はPCA3へ応答3504を返信する。そして、PCA1は自身をクラスタから切断する。同時に、PCA2はルートPCAとなる。もしPCA3がPCA1にルートPCAとなることを望む場合、PCA2の代わりにPCA1へ同じリクエストを送信するようにしても良い。PCA2は、ルートPCAとしてPCA1とPCA0へクラスタ構造3506を通知する。これに対し、PCA1とPCA0はPCA2へ肯定応答3508を送信する。ここでは、本発明の特定の実施形態を示し説明をしたが、変形をさせてもかまわない。ゆえに、付加されている特許請求の範囲は、本発明の誠の思想及び範囲内でそのような変更及び変形を含むものとする。

【図面の簡単な説明】

【図1】 無線通信ネットワークの様々な実施形態のブロック図である。

【図2】 無線通信ネットワークの様々な実施形態のブロック図である。

【図3】 無線通信ネットワークの様々な実施形態のブロック図である。

【図4】 無線通信ネットワークの様々な実施形態のブロック図である。

【図5】 無線通信ネットワークの様々な実施形態のブロック図である。

【図6】 無線通信ネットワークの様々な実施形態のブロック図である。

【図7】 無線通信システムにおけるページング領域の再構成を示すブロック図である。

【図8】 無線通信システムにおけるページング領域の再構成を示すブロック図である。

【図9】 移動ホスト及び二つの最終ホップルータの模範的实施形態を示すブロック図である。

【図10】 図9のページング形成エージェントの動作ブロック図である。

【図11】 図9におけるページング形成エージェントの可能性マップの一つの実施形態の構成を示す。

【図12】 図9におけるページング形成エージェントの可能性マップの一つの実施形態の構成を示す。

【図13】 図9のページング形成エージェントの模範的クラスタマップを示す。

【図14】 図13の模範的クラスタマップのデフォル

ト情報のフォーマットの一実施形態を示す。

【図15】 図13の模範的クラスタマップのブランチ情報のフォーマットの一実施形態を示す。

【図16】 図13の模範的クラスタマップのルート情報のフォーマットの一実施形態を示す。

【図17】 図10の形成処理の動作ブロック図である。

【図18】 図10のページング転送機能の動作ブロック図である。

【図19】 図10の可能性マップ更新処理の動作ブロック図である。

【図20】 図9のMHのホストレポーターエージェントの動作ブロック図である。

【図21】 ページング領域形成エージェントによって示されるページング領域の形成を示すものである。

【図22】 形成動作を示す。

【図23】 形成動作を示す。

【図24】 形成動作を示す。

【図25】 形成動作を示す。

【図26】 形成動作を示す。

【図27】 形成動作手順における通信を示す。

【図28】 形成動作手順における通信を示す。

【図29】 形成動作手順における通信を示す。

【図30】 形成動作手順における通信を示す。

【図31】 形成動作手順における通信を示す。

【図32】 形成動作手順における通信を示す。

【図33】 形成動作手順における通信を示す。

【図34】 形成動作手順における通信を示す。

【図35】 形成動作手順における通信を示す。

【符号の説明】

100・・・無線通信ネットワーク

102・・・第1最終ホップルータ

104・・・第2最終ホップルータ

106・・・アクセスポイント

108・・・アクセスポイント

110・・・アクセスポイント

112・・・アクセスポイント

114・・・アクセスポイント

116・・・アクセスポイント

118・・・IPネットワーク

120・・・移動ホスト

122・・・移動ホスト

132・・・最終ホップサブネット

134・・・最終ホップサブネット

136・・・セル

138・・・セル

140・・・セル

142・・・セル

144・・・セル

146・・・セル

202・・・最終ホップルータ

204・・・アクセスポイント

206・・・セル

208・・・最終ホップサブネット

210・・・ページング領域

300・・・ネットワーク

302・・・最終ホップルータ

304・・・アクセスポイント

306・・・アクセスポイント

308・・・セル

310・・・セル

312・・・最終ホップサブネット

314・・・ページング領域

400・・・ネットワーク

402・・・最終ホップルータ

404・・・最終ホップルータ

406・・・アクセスポイント

408・・・アクセスポイント

410・・・アクセスポイント

20 412・・・アクセスポイント

414・・・最終ホップサブネット

416・・・最終ホップサブネット

418・・・ページング領域

500・・・ネットワーク

502・・・最終ホップルータ

504・・・アクセスポイント

506・・・アクセスポイント

508・・・アクセスポイント

510・・・アクセスポイント

30 512・・・ページング領域

514・・・ページング領域

516・・・最終ホップサブネット

600・・・ネットワーク

602・・・最終ホップルータ

604・・・最終ホップルータ

610・・・アクセスポイント

612・・・アクセスポイント

614・・・アクセスポイント

616・・・ページング領域

40 620・・・アクセスネットワーク

622・・・アクセスネットワーク

624・・・アクセスネットワーク

700・・・携帯電話無線通信ネットワーク

702・・・道路

704・・・セル

706・・・セル

708・・・セル

710・・・ページング領域

800・・・無線通信システム

50 902・・・移動ホスト

904・・・第1最終ホップルータ
 906・・・第2最終ホップルータ
 908・・・ホストレポーターエージェント
 910・・・第3層移動エージェント
 914・・・無線リンク
 920・・・ページング領域形成エージェント
 922・・・休止管理エージェント
 924・・・ローカルページングエージェント
 926・・・ローカルトラッキングエージェント
 928・・・第3層移動エージェント
 1002・・・可能性マップ
 1004・・・クラスタマップ
 1006・・・可能性マップ更新処理
 1008・・・形成処理
 1010・・・ページング転送処理
 1204・・・テーブル
 1302・・・デフォルト情報
 1304・・・ブランチ情報
 1306・・・ルート情報
 1402・・・デフォルトページング領域ID
 1404・・・ページング形成エージェントのネットワークアドレス識別子
 1502・・・ルートページング領域ID
 1504・・・先行のページング形成エージェントのネットワークアドレス識別子
 1506・・・第1及び第2ページング形成エージェントのネットワークアドレス識別子
 1602・・・ルートページング識別子
 1604・・・ページング領域形成エージェントを継承しうるもののネットワークアドレス識別子の完全リスト
 1606・・・リスト1604への最初の登録
 1608・・・継承しうるページング形成エージェントのネットワークアドレス識別子のリスト
 1610・・・リスト1604への二番目の登録
 1612・・・継承しうるページング形成エージェントのネットワークアドレス識別子のリスト
 1614・・・リーフPCA NAI
 1702・・・候補サーチ機能
 1704・・・形成決定機能
 1706・・・形成管理機能
 1708・・・ページング管理機能
 1710・・・実行評価機能
 1802・・・クラスタマップ発見機能
 1804・・・ページング転送機能
 1806・・・ページング通知機能
 1808・・・休止メモリエージェント
 1902・・・可能性マップ維持機能
 1904・・・報告受信機能
 1906・・・移動通知機能
 2002・・・レポーター処理

10

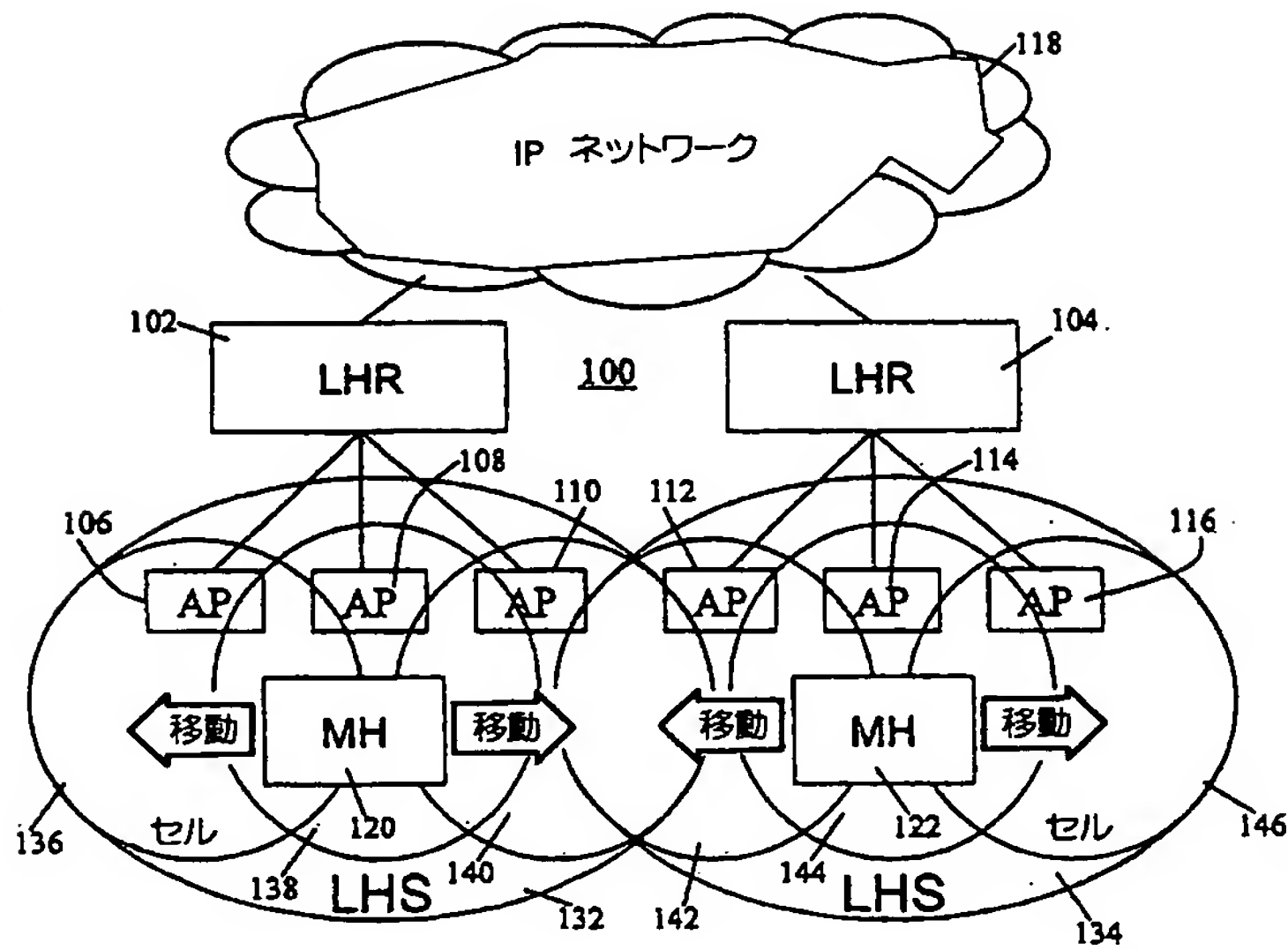
20

30

40

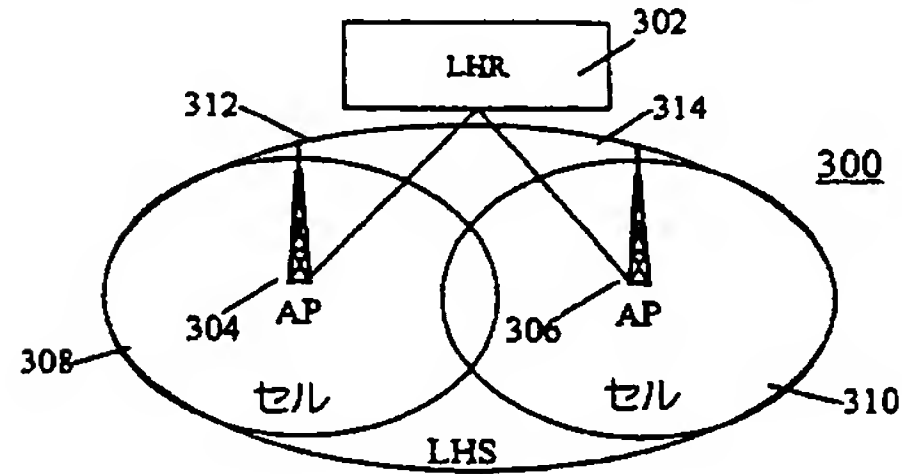
2004・・・前位置テーブル
 2006・・・現在位置テーブル
 2102・・・クラスタ
 2104・・・ルートPCA
 2106・・・中間PCA
 2108・・・リーフPCA
 2202・・・クラスタ
 2302・・・クラスタ
 2402・・・クラスタ
 2404・・・クラスタ
 2406・・・クラスタ
 2502・・・クラスタ
 2504・・・クラスタ
 2506・・・クラスタ
 2602・・・クラスタ
 2702・・・nPCAからn+1PCAへの第3層ハンドオフ手順
 2704・・・n+1PCA（現在）への移動報告
 2802・・・統合リクエスト
 2804・・・統合応答
 2902・・・統合リクエスト
 2904・・・統合リクエスト
 2906・・・統合リクエスト
 2910・・・統合応答
 2912・・・統合応答
 3002・・・分離リクエスト
 3004・・・分離応答
 3102・・・分離リクエスト
 3104・・・分離応答
 3106・・・分離リクエスト
 3108・・・分離応答
 3110・・・統合リクエスト
 3202・・・分離についての問い合わせ
 3204・・・分離についての問い合わせに対する応答
 3206・・・分離リクエスト
 3208・・・分離応答
 3210・・・統合リクエスト
 3302・・・統合リクエスト
 3304・・・統合リクエスト
 3306・・・統合応答
 3308・・・統合応答
 3402・・・刈り取り問い合わせリクエスト
 3404・・・刈り取りリクエスト
 3406・・・刈り取り問い合わせに対する応答
 3408・・・刈り取り応答
 3502・・・分割リクエスト
 3504・・・分割応答
 3506・・・委託リクエスト
 3508・・・委託応答

【図1】



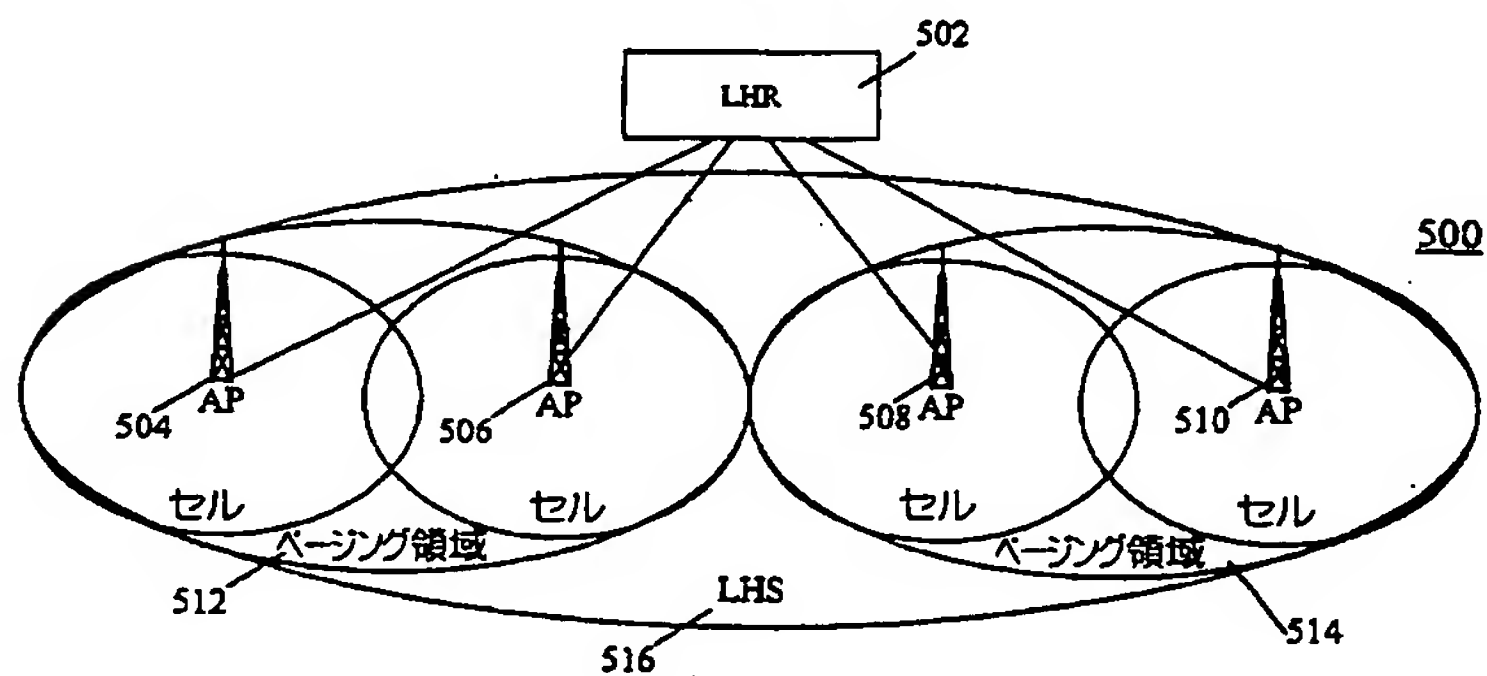
【図3】

セルに最終ホップサブネットにページング領域



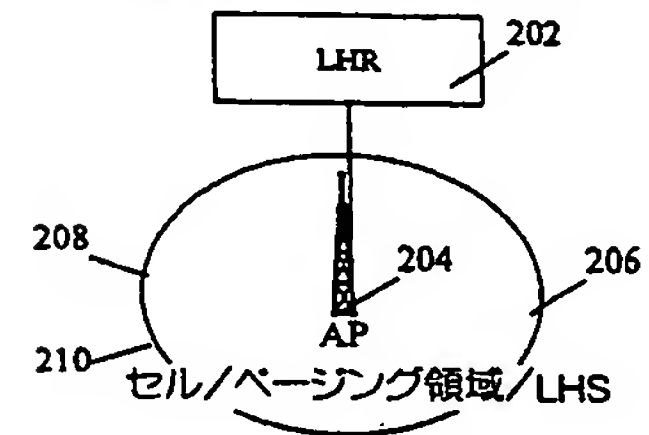
【図5】

セルにページング領域に最終ホップサブネット

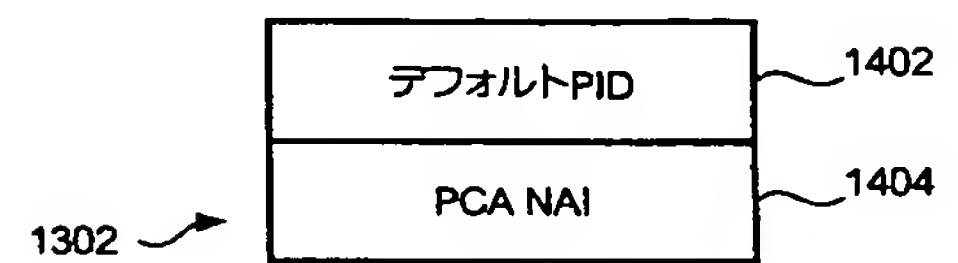


【図2】

セル=最終ホップサブネット=ページング領域

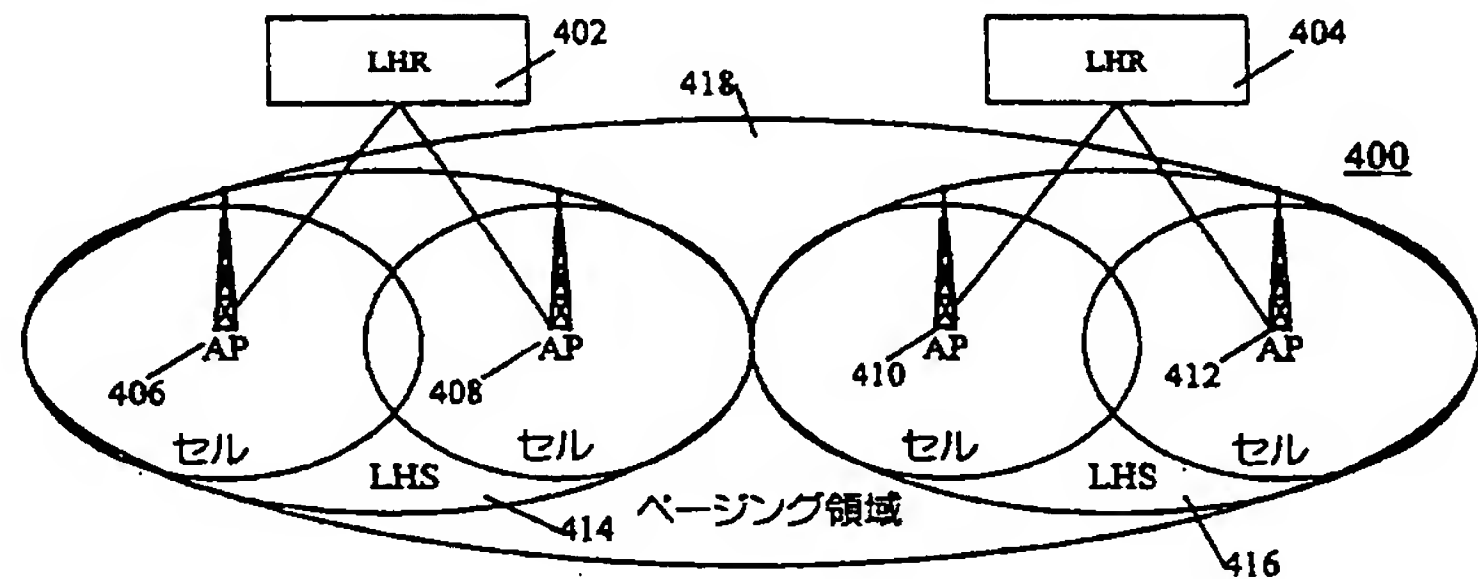


【図14】

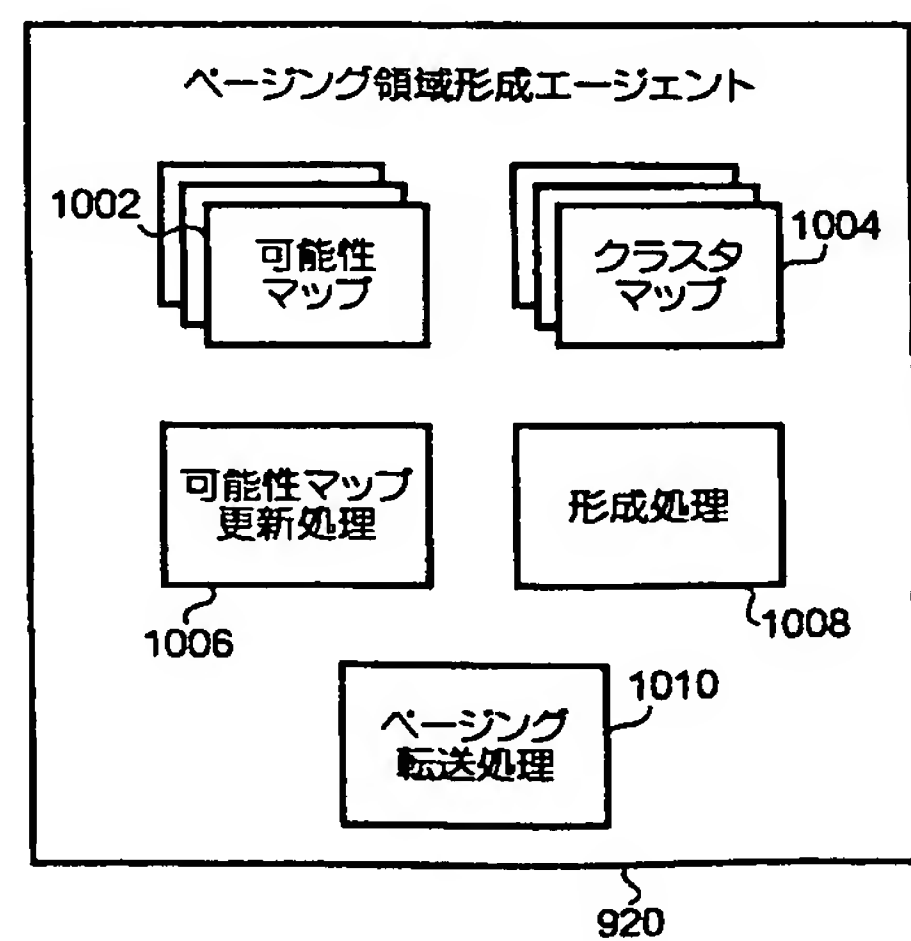


【図4】

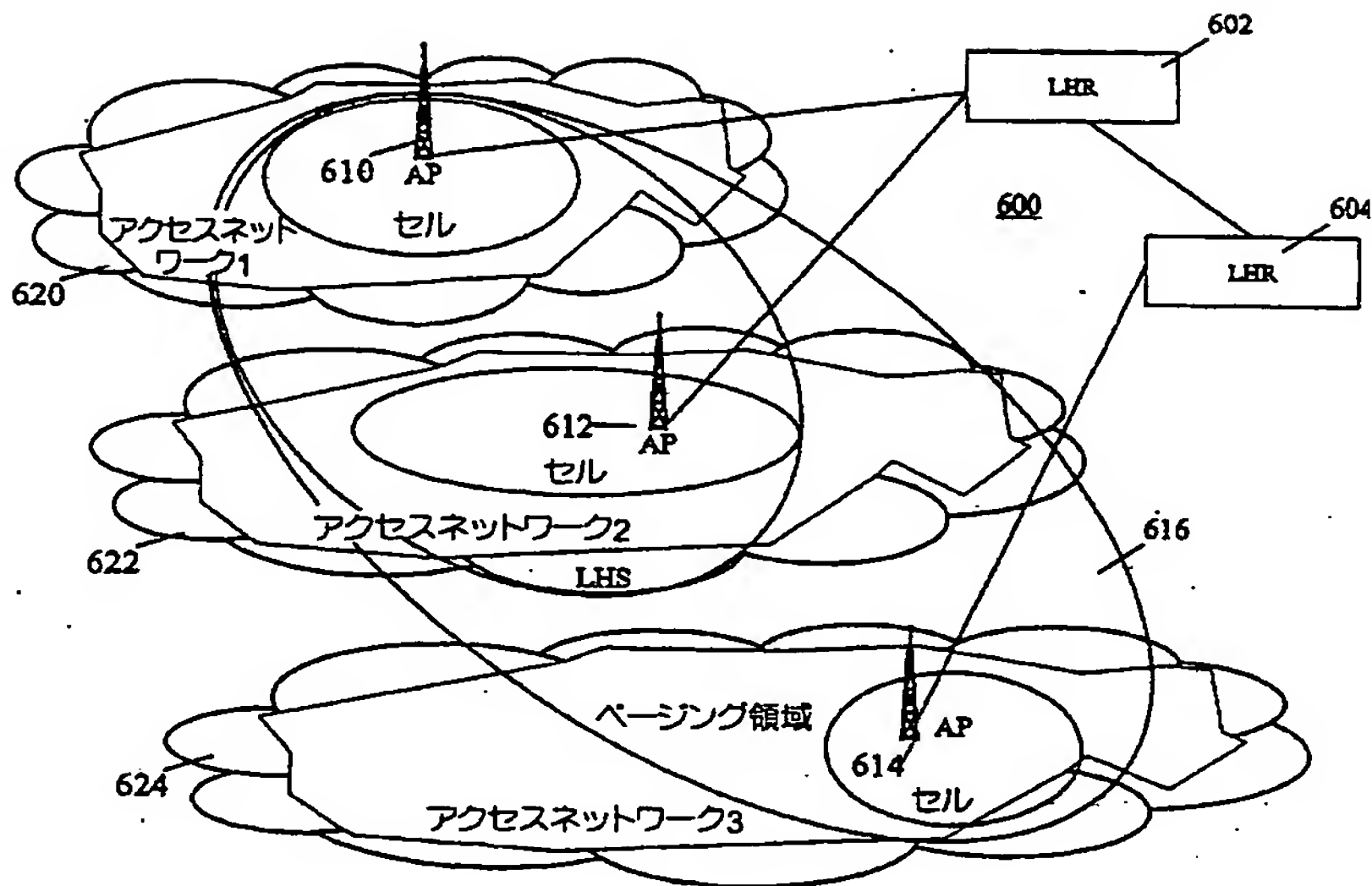
セルに最終ホップサブネットにページング領域



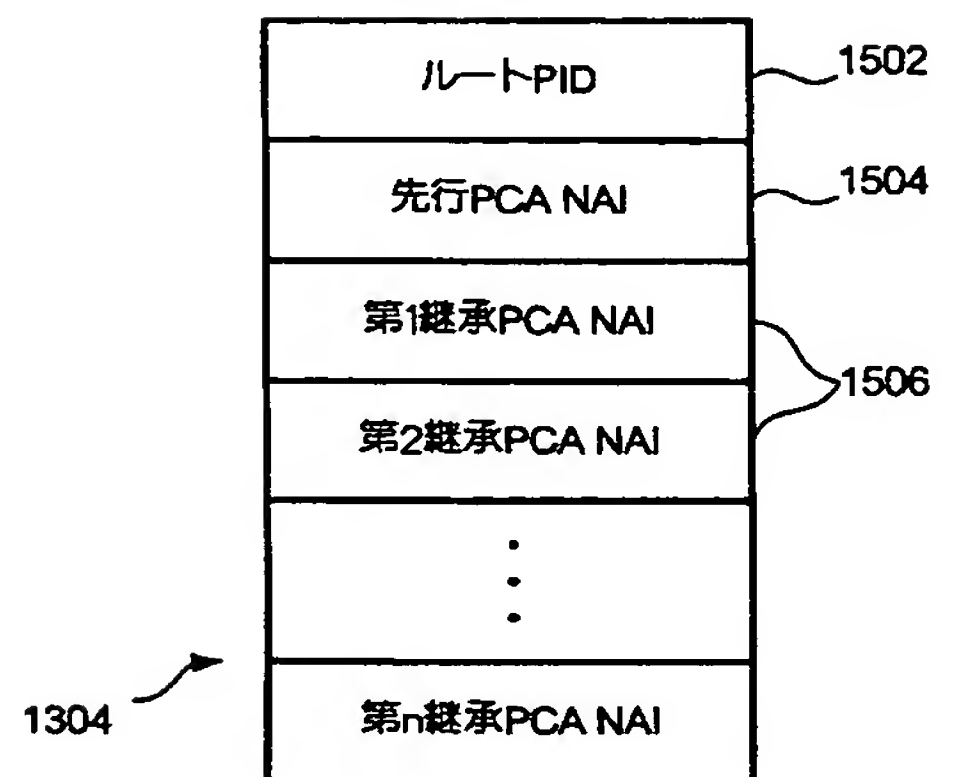
【図10】



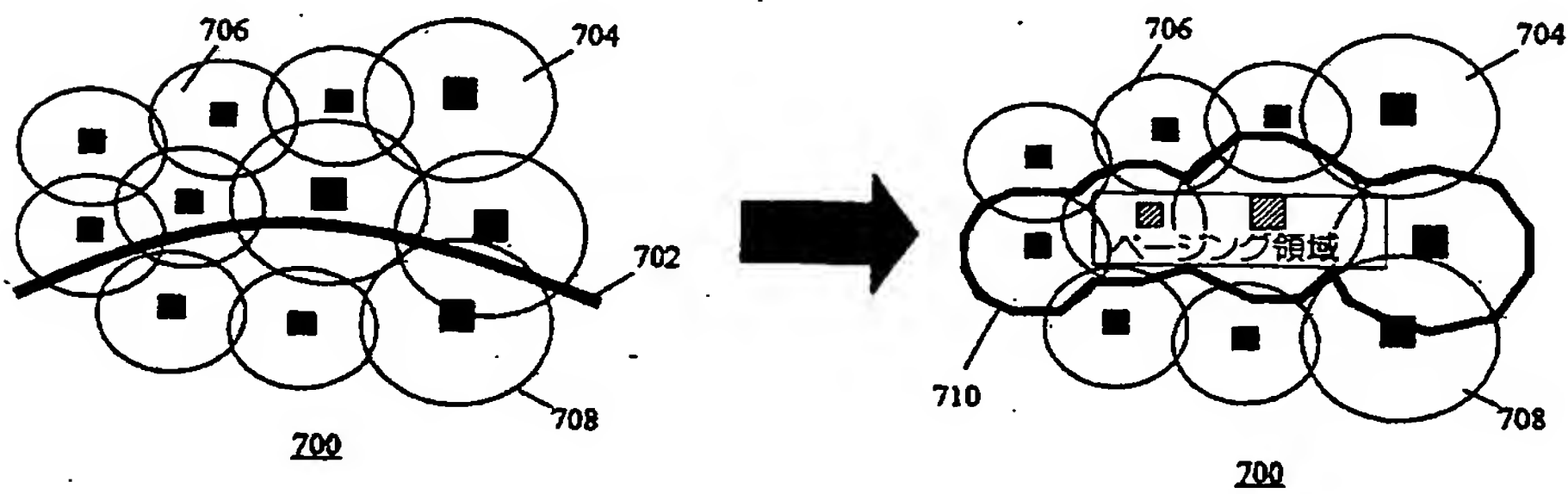
【図6】



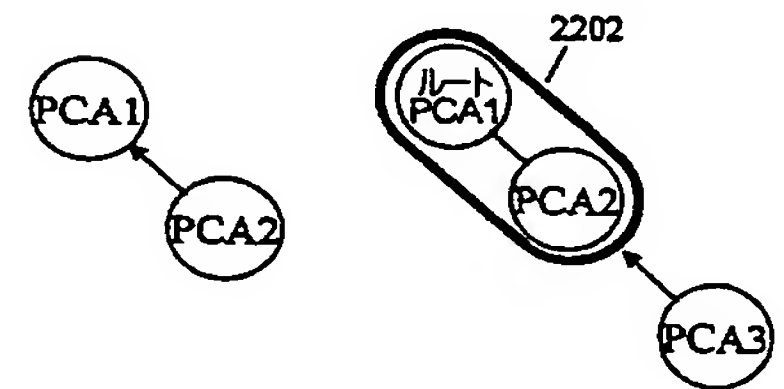
【図15】



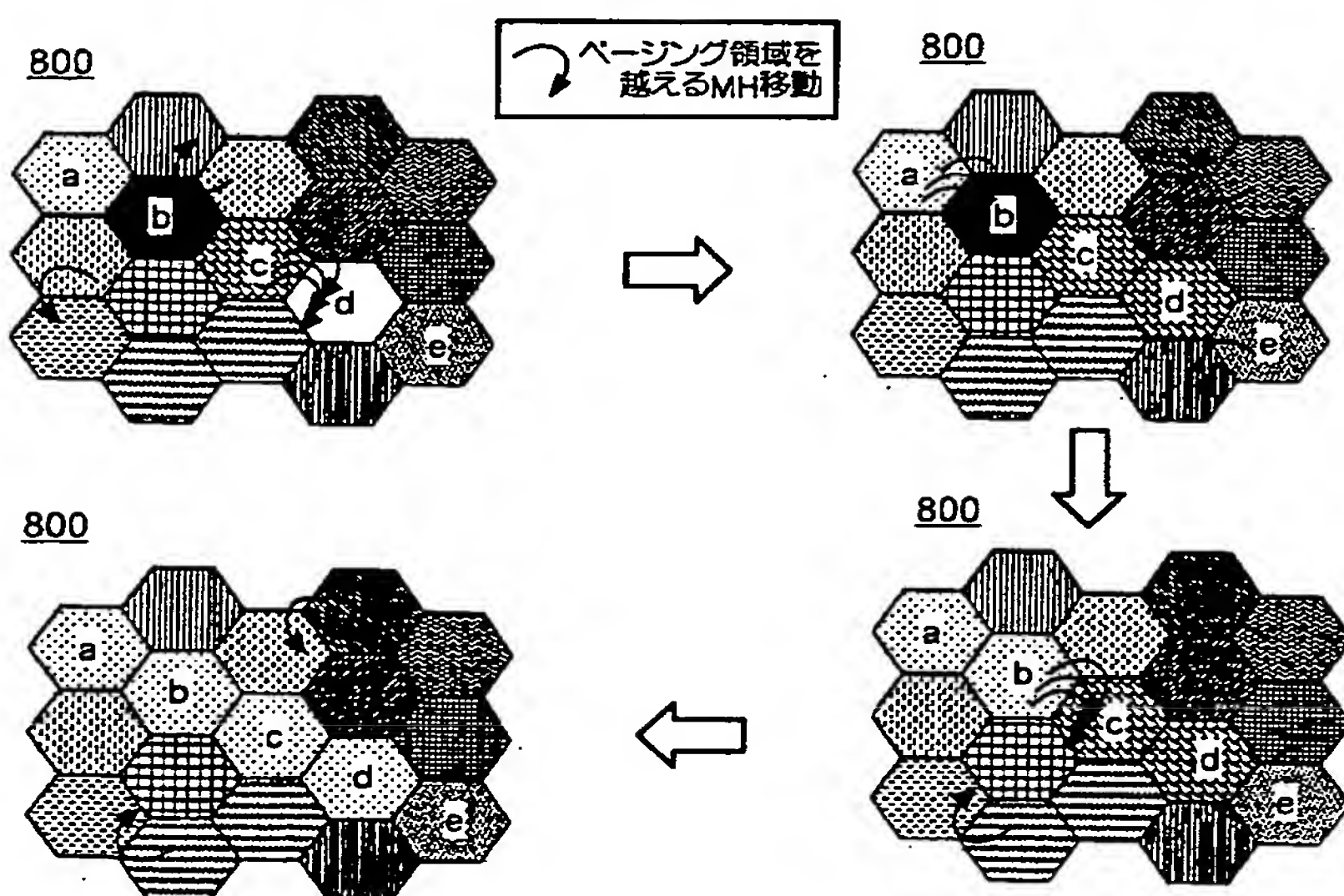
【図7】



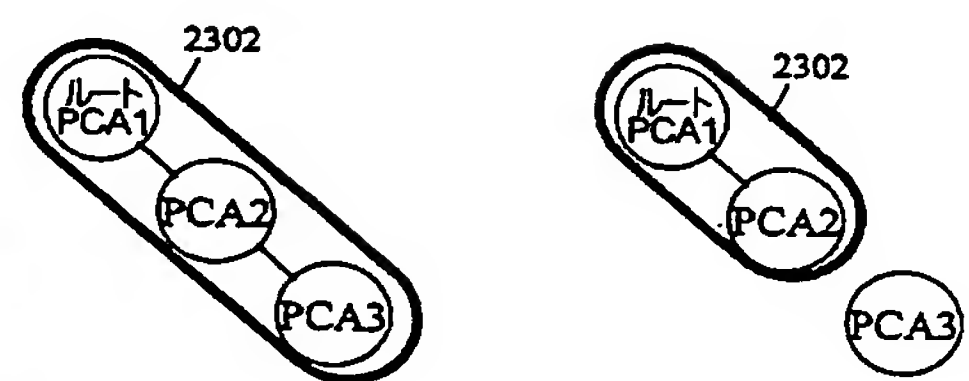
【図22】



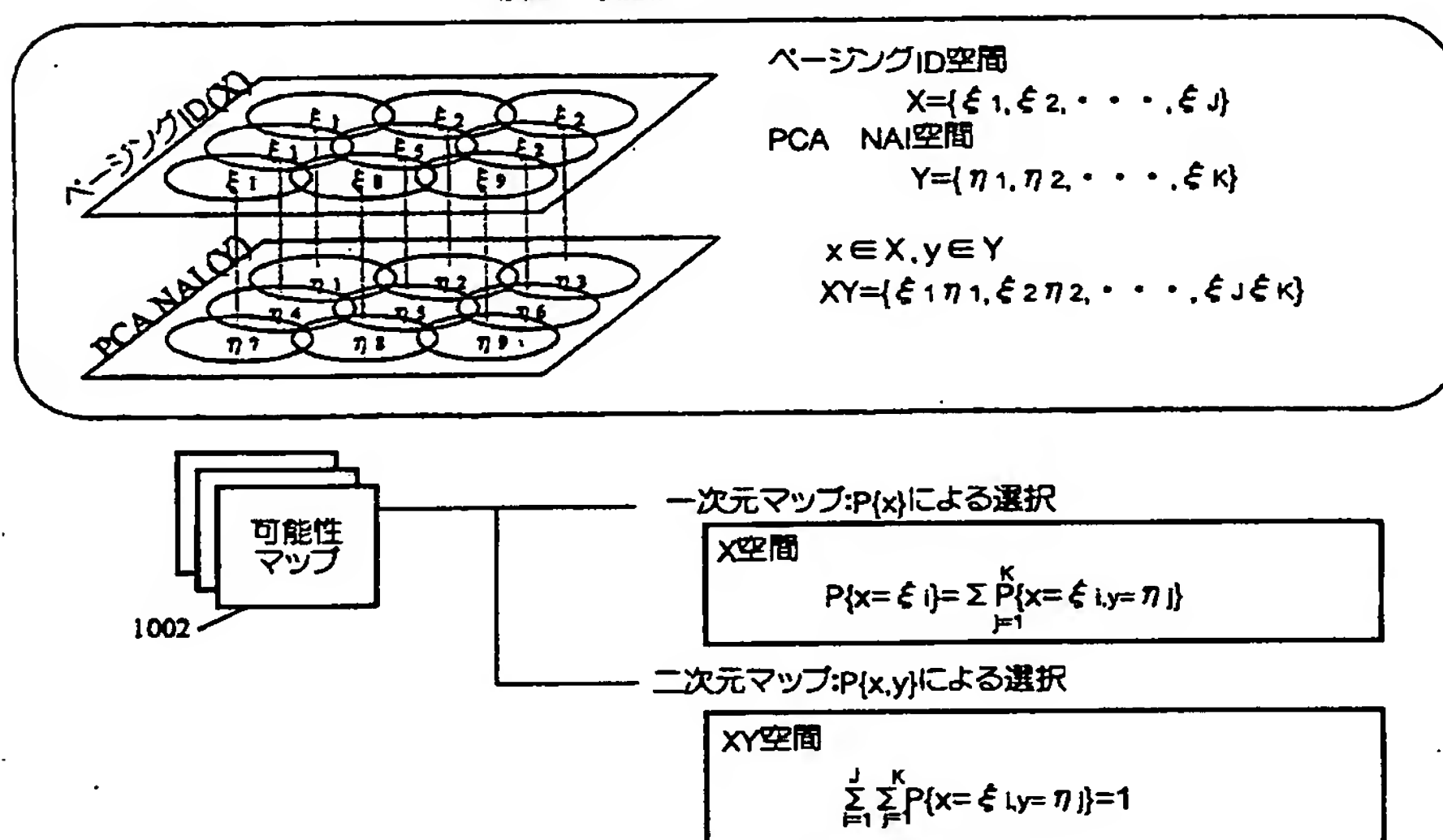
【図8】



【図23】



移動の可能性によるマップ作成



```

graph LR
    subgraph 1000 [ ]
        direction TB
        1702[候補サーチ機能] --> 1704[形成決定機能]
        1704 <--> 1710[実行評価機能]
        1704 --> 1706[形成管理機能]
        1708[ページング管理機能] <--> 1710
        1708 --> 1008[通知]
        1706 --> 1006[形成動作プロトコル]
    end

    1002[可能性マップ] -- 問い合わせ --> 1702
    1702 -- 応答 --> 1002

    1004[クラスタマップ] -- 作成/変更 --> 1706
    1706 -- 通知 --> 1004

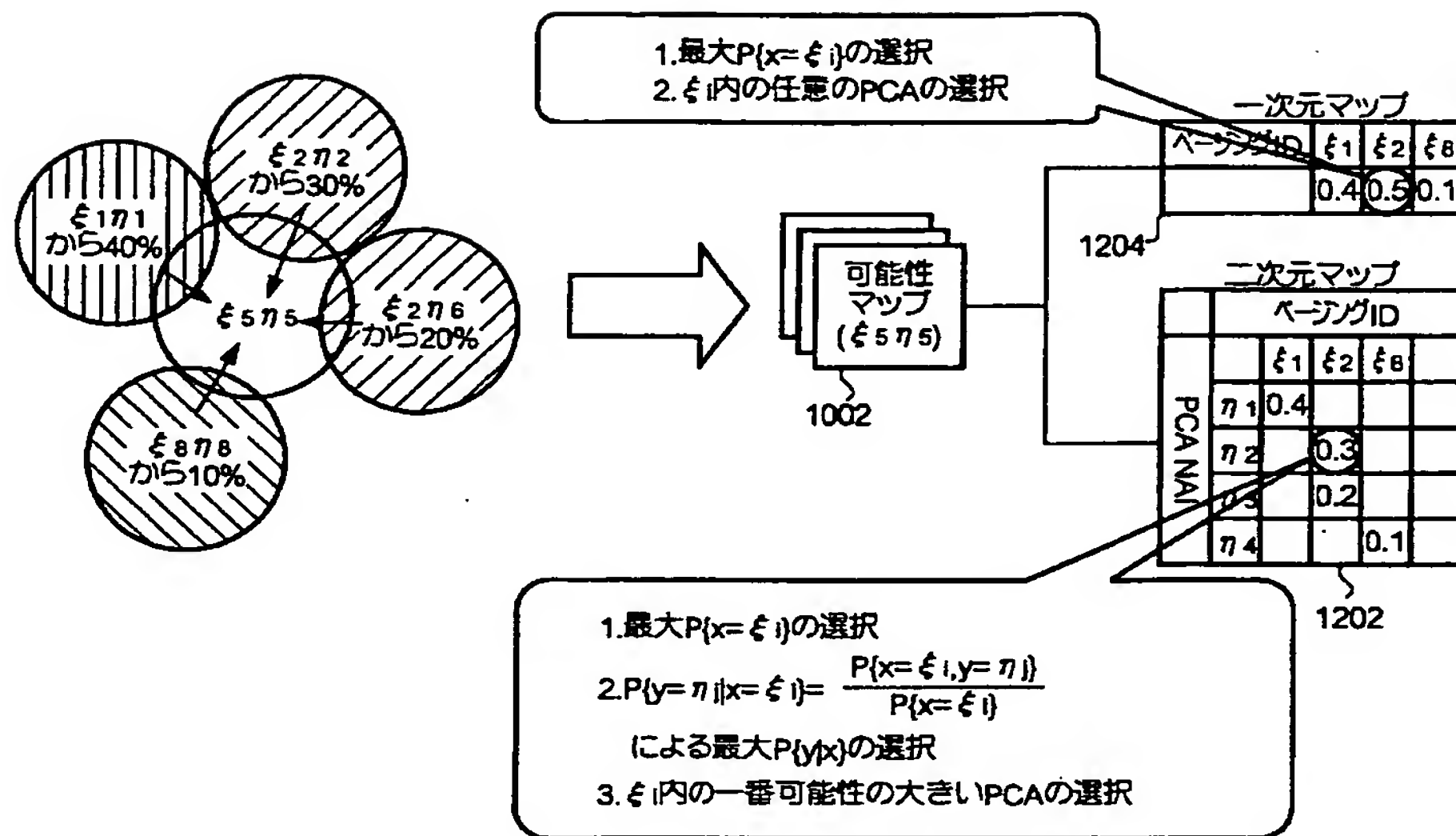
    1010[ページング転送処理] -- 通知 --> 1708
    1006[可能性マップ更新処理] -- 通知 --> 1708
    1006[可能性マップ更新処理] -- 通知 --> 1710
    1006[可能性マップ更新処理] -- 通知 --> 1008

    1008[通知] --> 1010
    1008[通知] --> 1006
    1008[通知] --> 1006

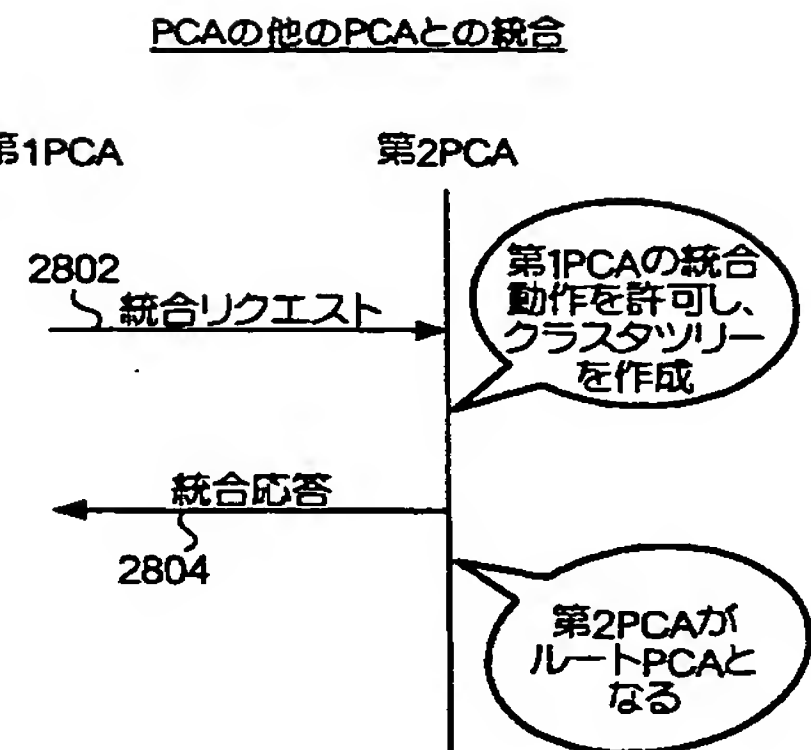
    1006[形成動作プロトコル] --> 1006[他のPCA]

```

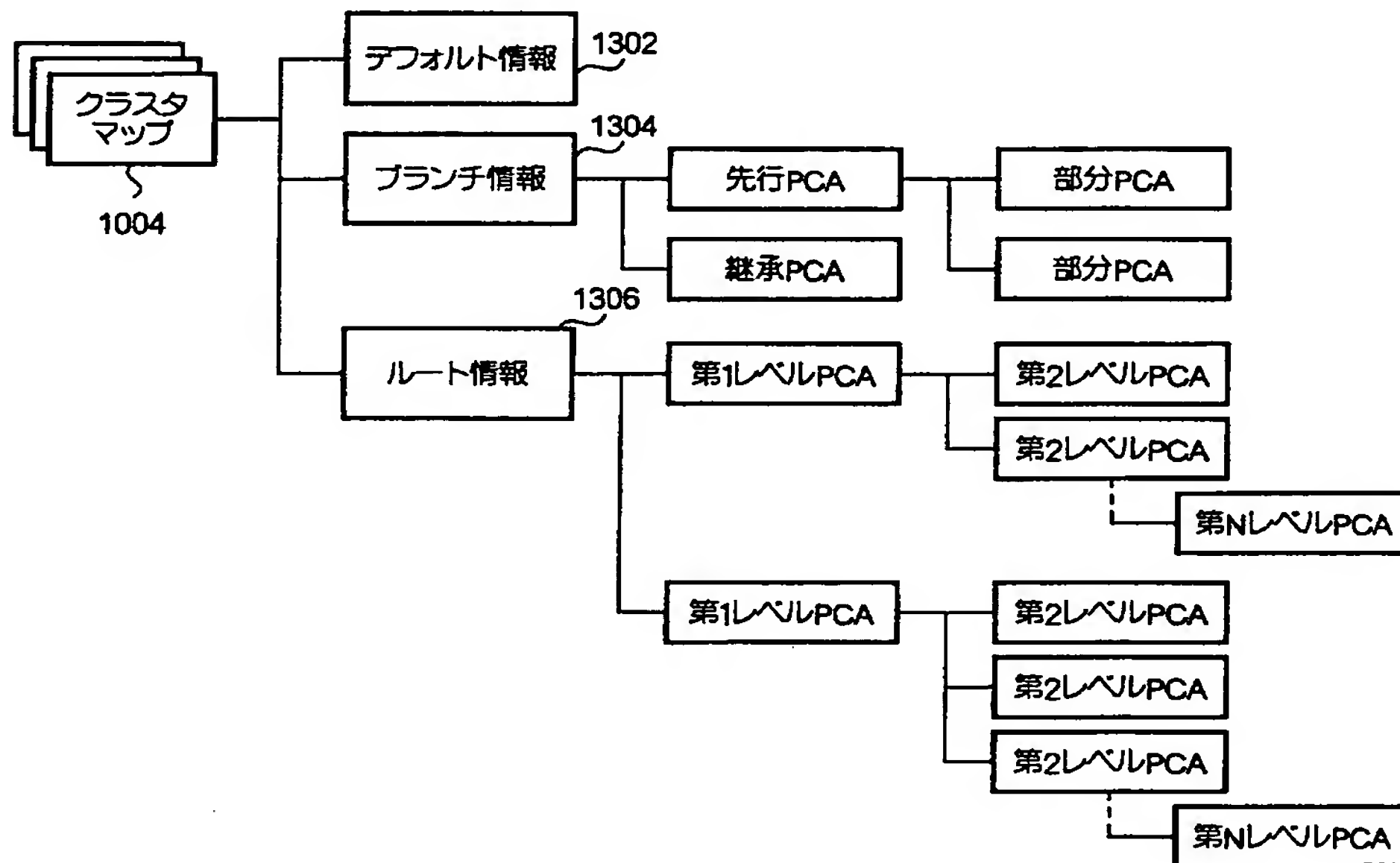
【図12】



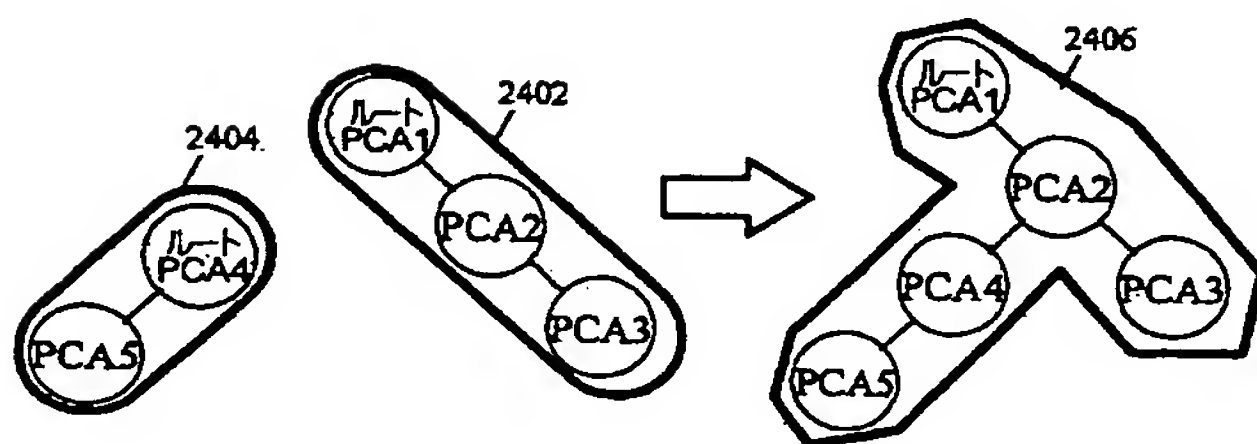
【図28】



【図13】



【図24】



【図25】

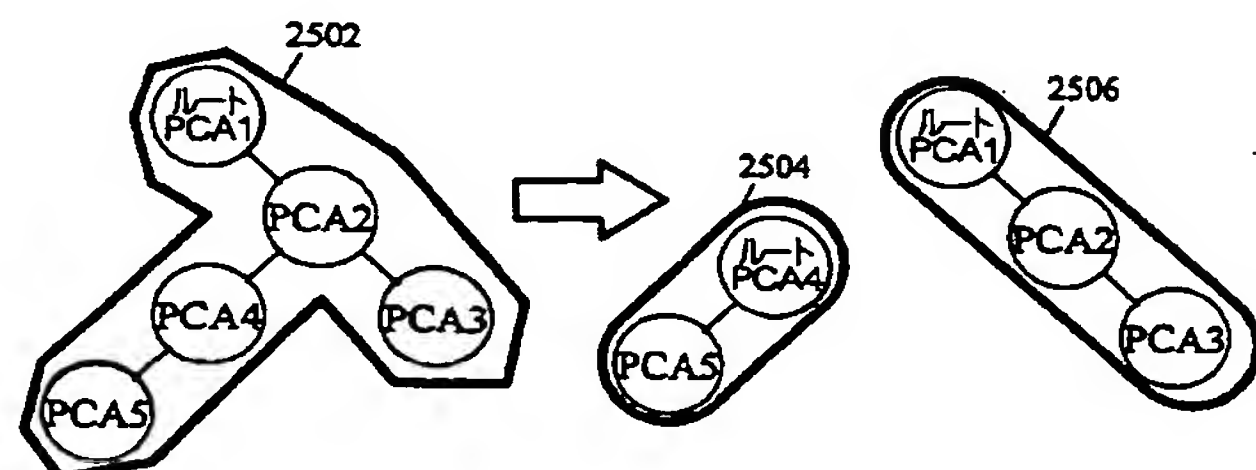


Diagram illustrating a hierarchical structure of PCA NAI (Principal Component Analysis Network Identifier) components:

- Central Component (1602):** A box containing:
 - ルートPID (Root PID)
 - 継承PCA NAI (Inherited PCA NAI) - labeled 1606
 - 継承PCA NAI (Inherited PCA NAI) - labeled 1610
- Left Component (1612):** A vertical stack of boxes:
 - 第1継承PCA NAI (1st Inherited PCA NAI)
 - 第2継承PCA NAI (2nd Inherited PCA NAI)
 - 第n継承PCA NAI (nth Inherited PCA NAI)
 - 空欄 (Blank)
- Right Component (1608):** A vertical stack of boxes:
 - 第1継承PCA NAI (1st Inherited PCA NAI)
 - 第2継承PCA NAI (2nd Inherited PCA NAI)
 - 第n継承PCA NAI (nth Inherited PCA NAI)
 - 空欄 (Blank)
- Far Right Component (1614):** A vertical stack of boxes:
 - リーフPCA NAI (Leaf PCA NAI)
 - リーフPCA NAI (Leaf PCA NAI)

Connections (Arrows):

- From 1606 (継承PCA NAI) to 1612 (第1継承PCA NAI).
- From 1610 (継承PCA NAI) to 1608 (第1継承PCA NAI).
- From 1608 (第1継承PCA NAI) to 1614 (リーフPCA NAI).

```

graph LR
    1004[クラスタマップ] -- 問い合わせ --> 1802[クラスタマップ発見機能]
    1802 -- 応答 --> 1004
    1802 --> 1808[DMA]
    1802 --> 1806[ページング通知機能]
    1804[ページング転送機能] --> 1808
    1804 --> 1806
    1806 -- 通知 --> 1008[形成処理]
    1804 -- 転送 --> OtherPCA[他のPCA]
    subgraph 1010 [ページング転送処理]
        1802
        1806
        1804
    end

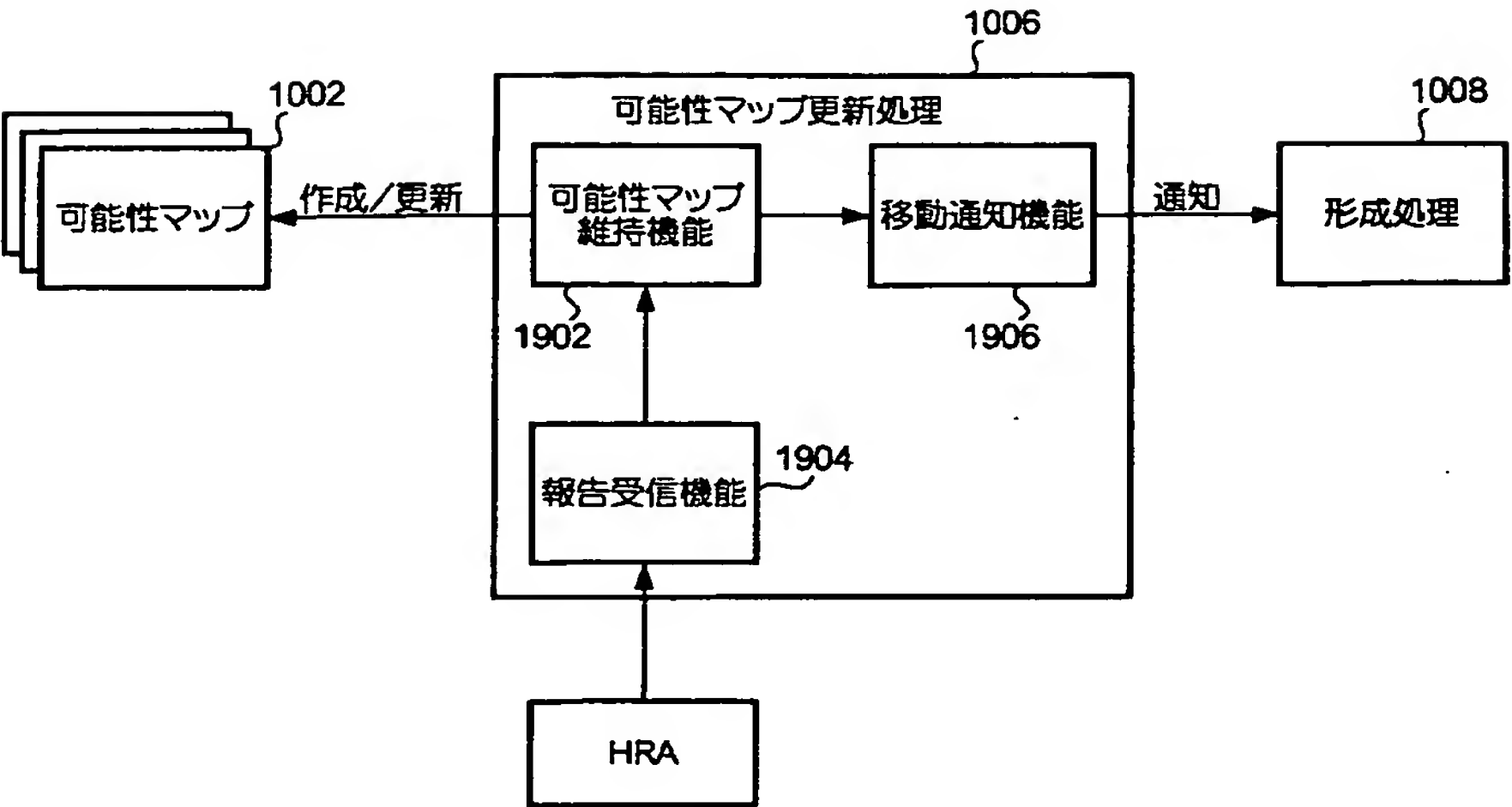
```

```

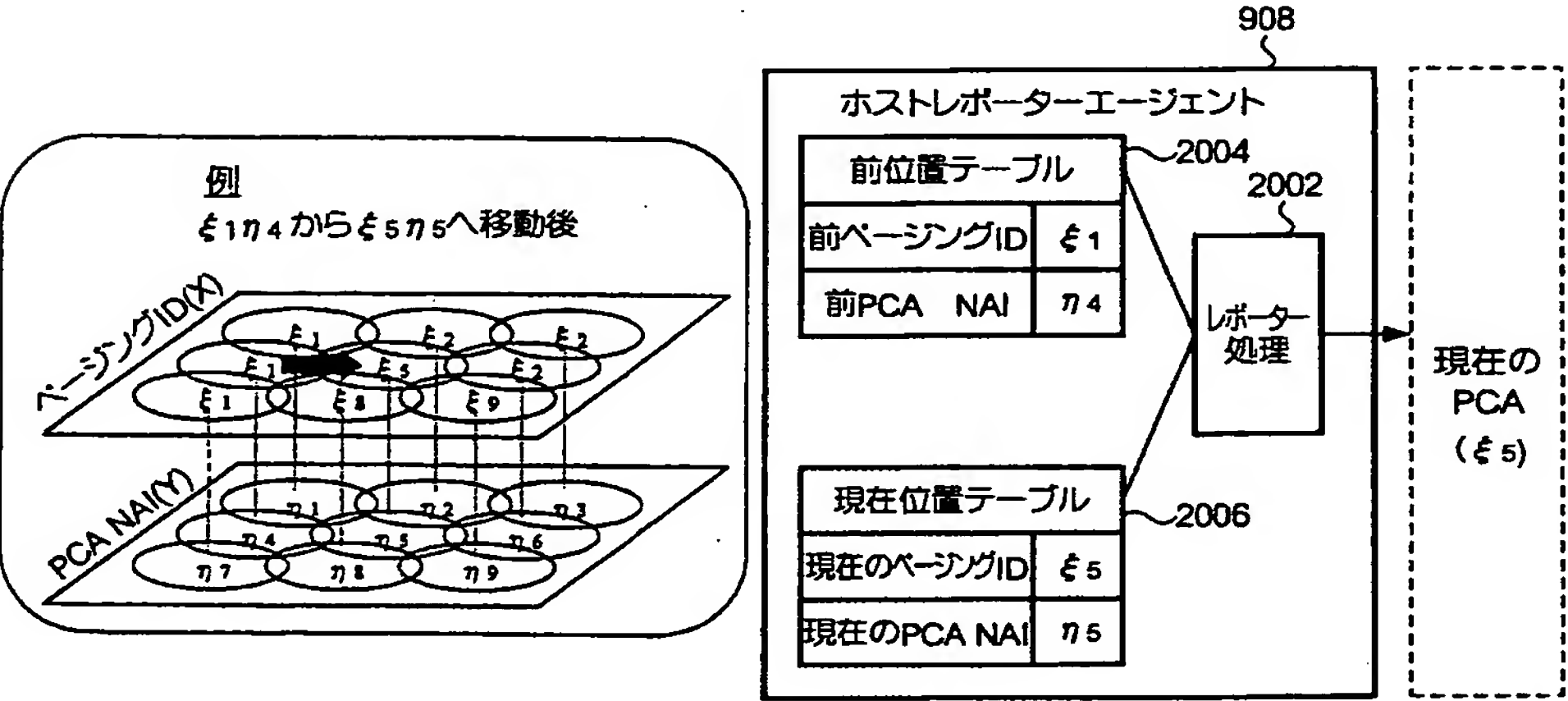
sequenceDiagram
    participant MH
    participant nPCA
    participant n+1PCA

    MH->>nPCA: nPCAへの接続
    Note over nPCA,n+1PCA: 2702 nPCAからn+1PCAへの第3層ハンドオフ手順
    nPCA->>n+1PCA: n+1PCA(現在)への移動報告
    Note left of nPCA: 2704
  
```

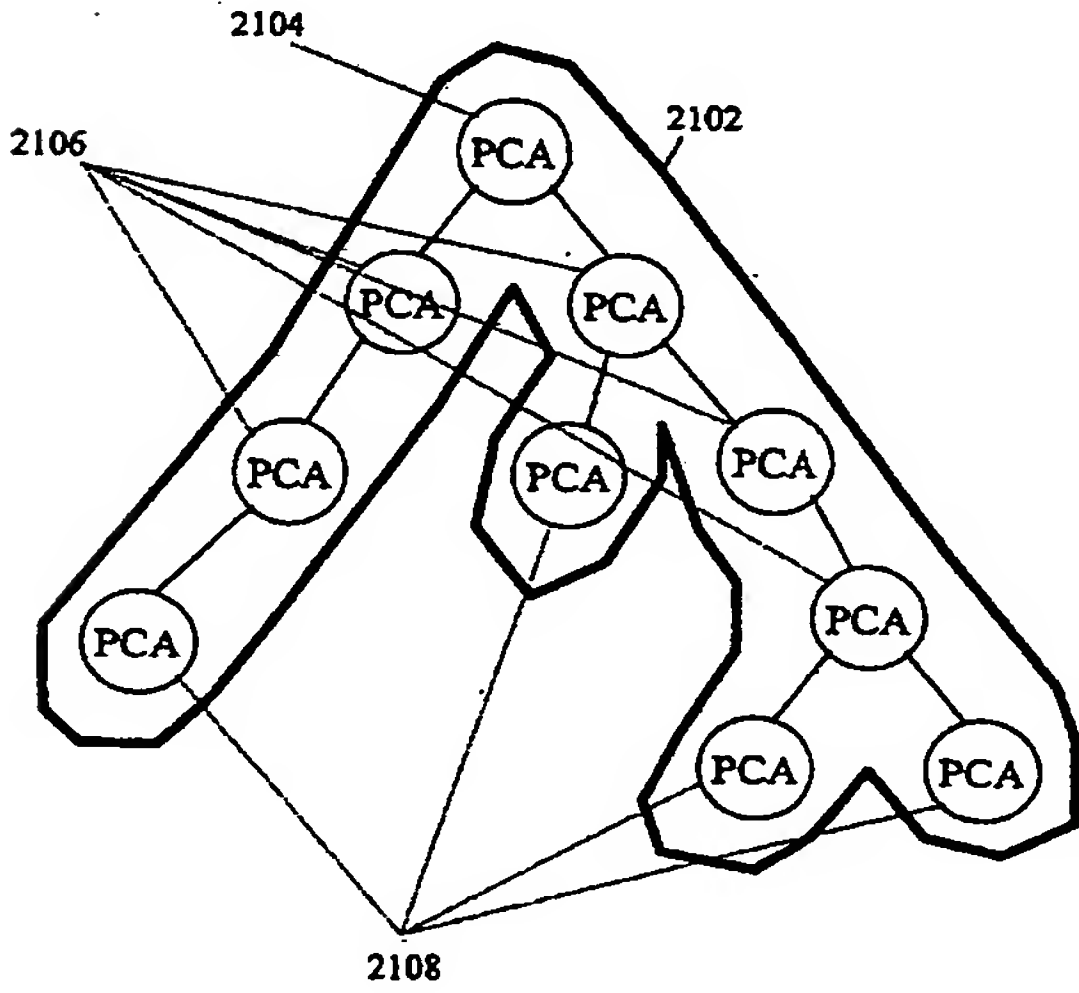
【図19】



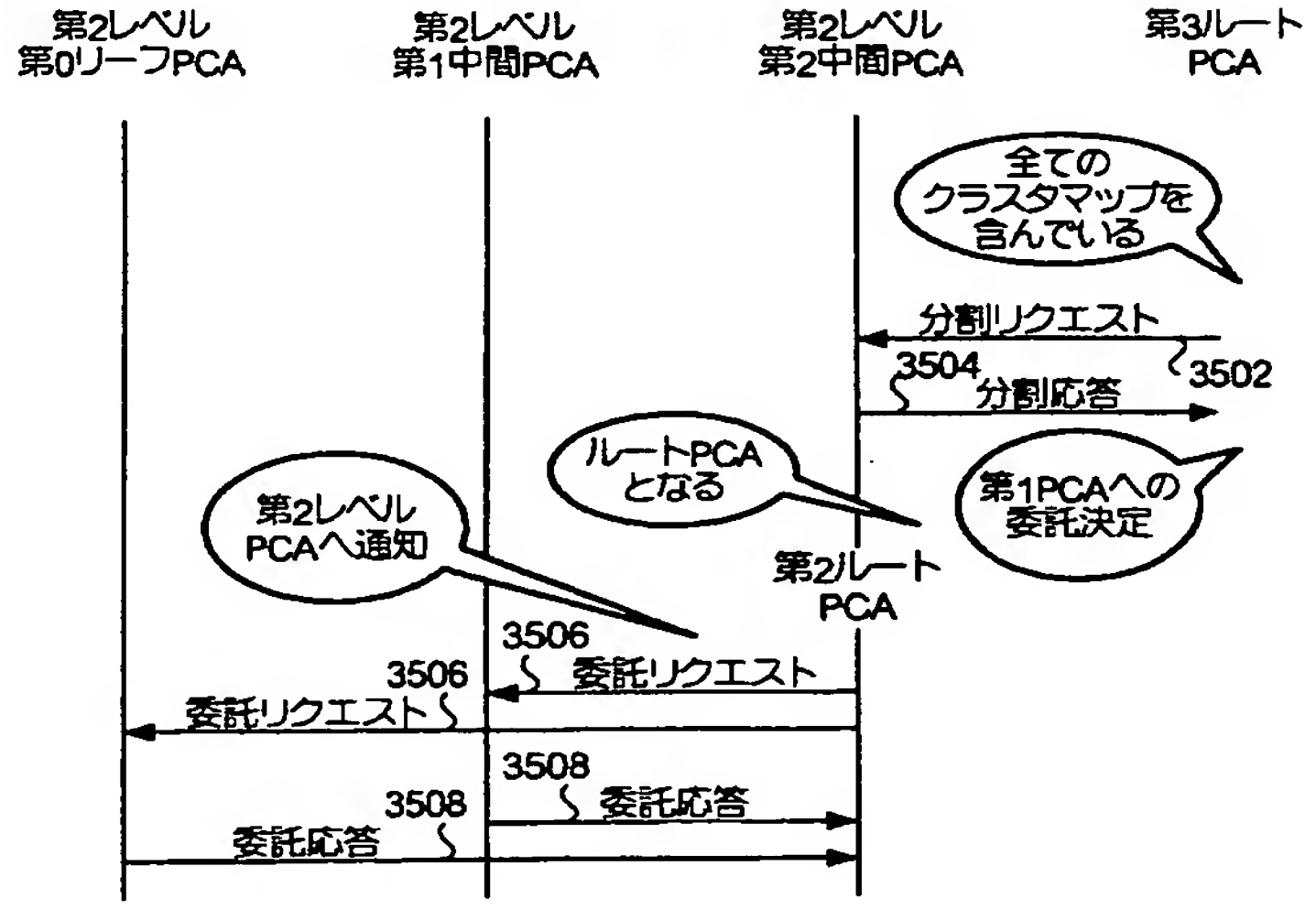
【図20】



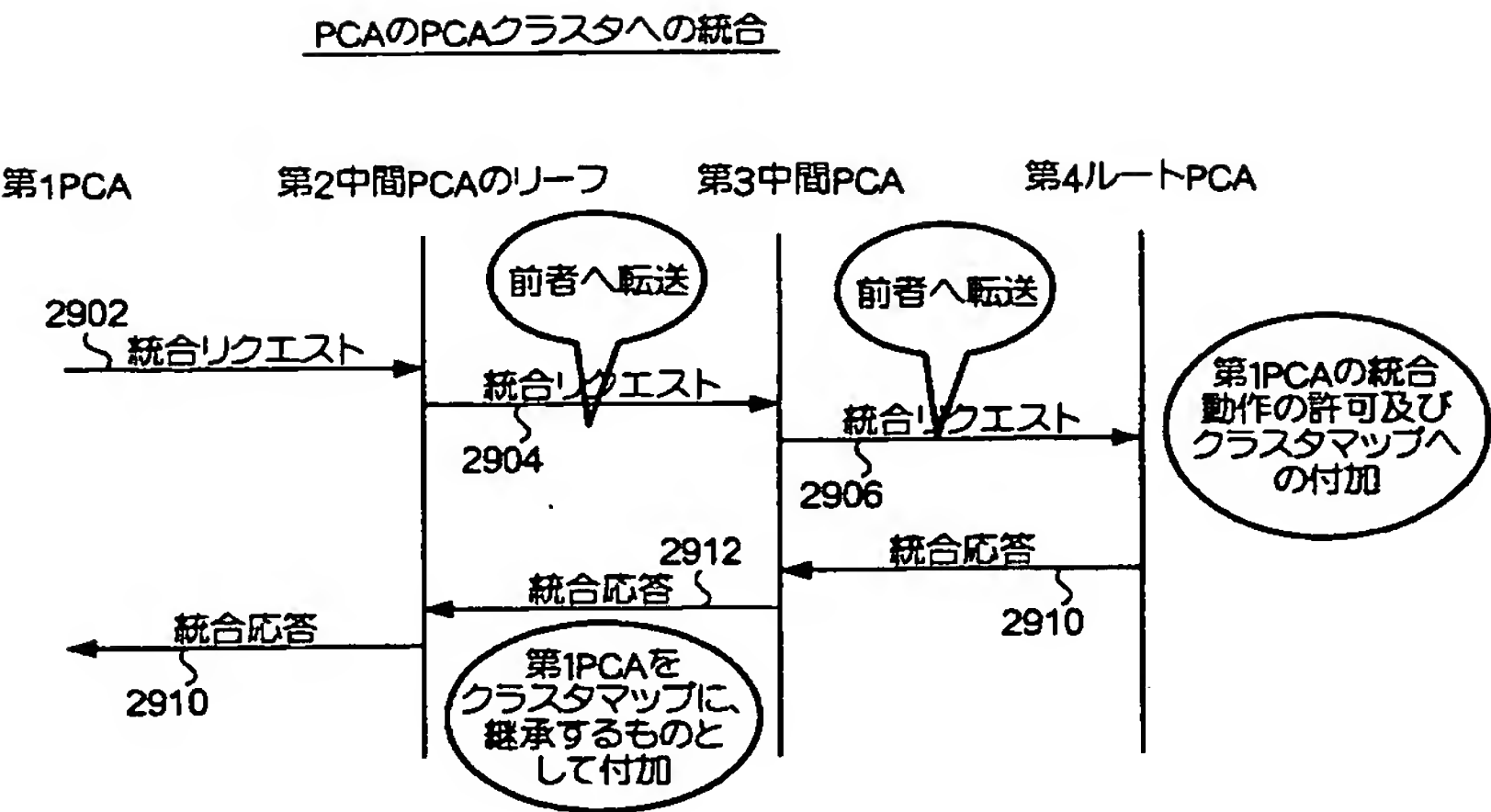
【図21】



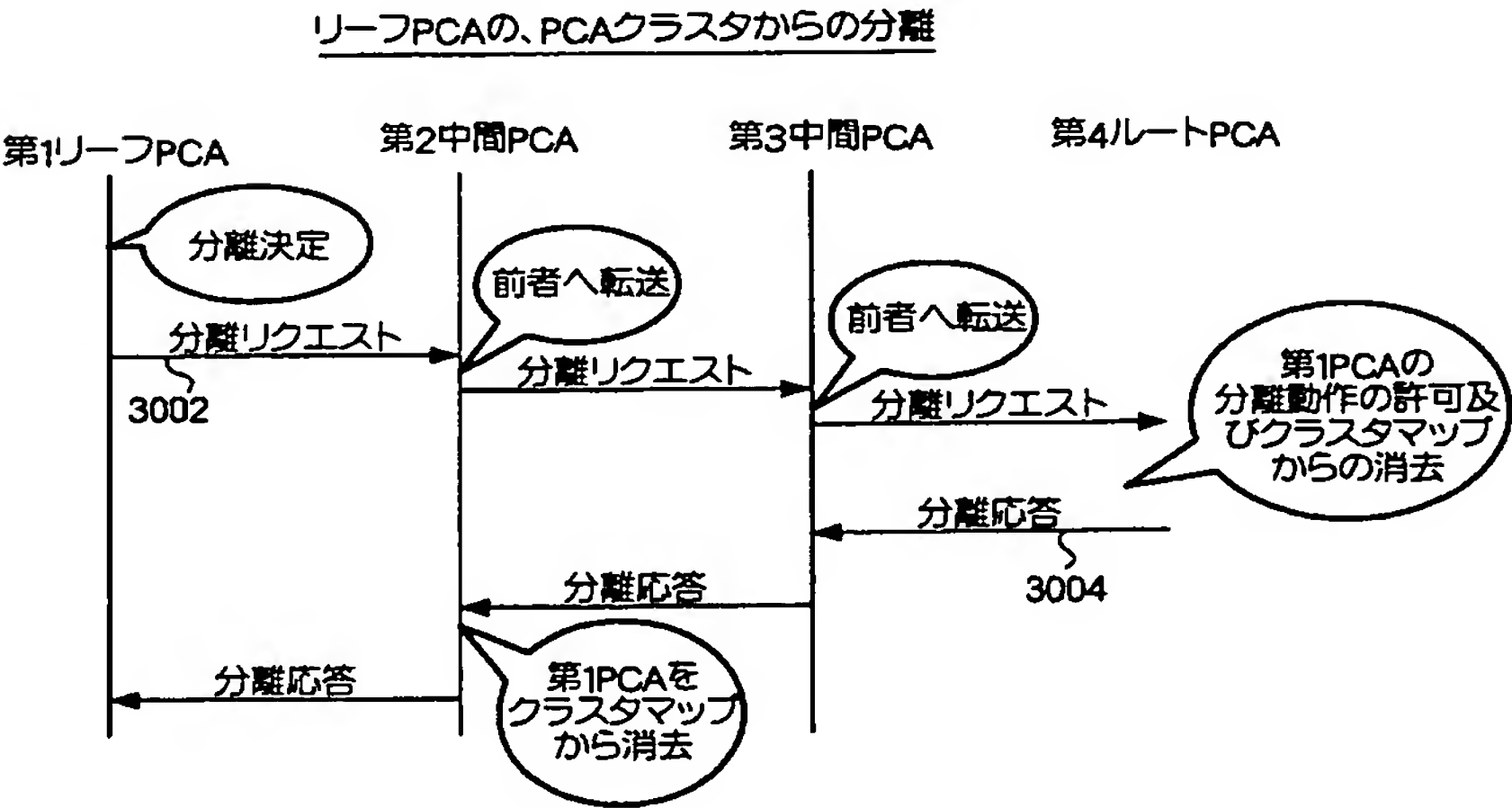
【図35】



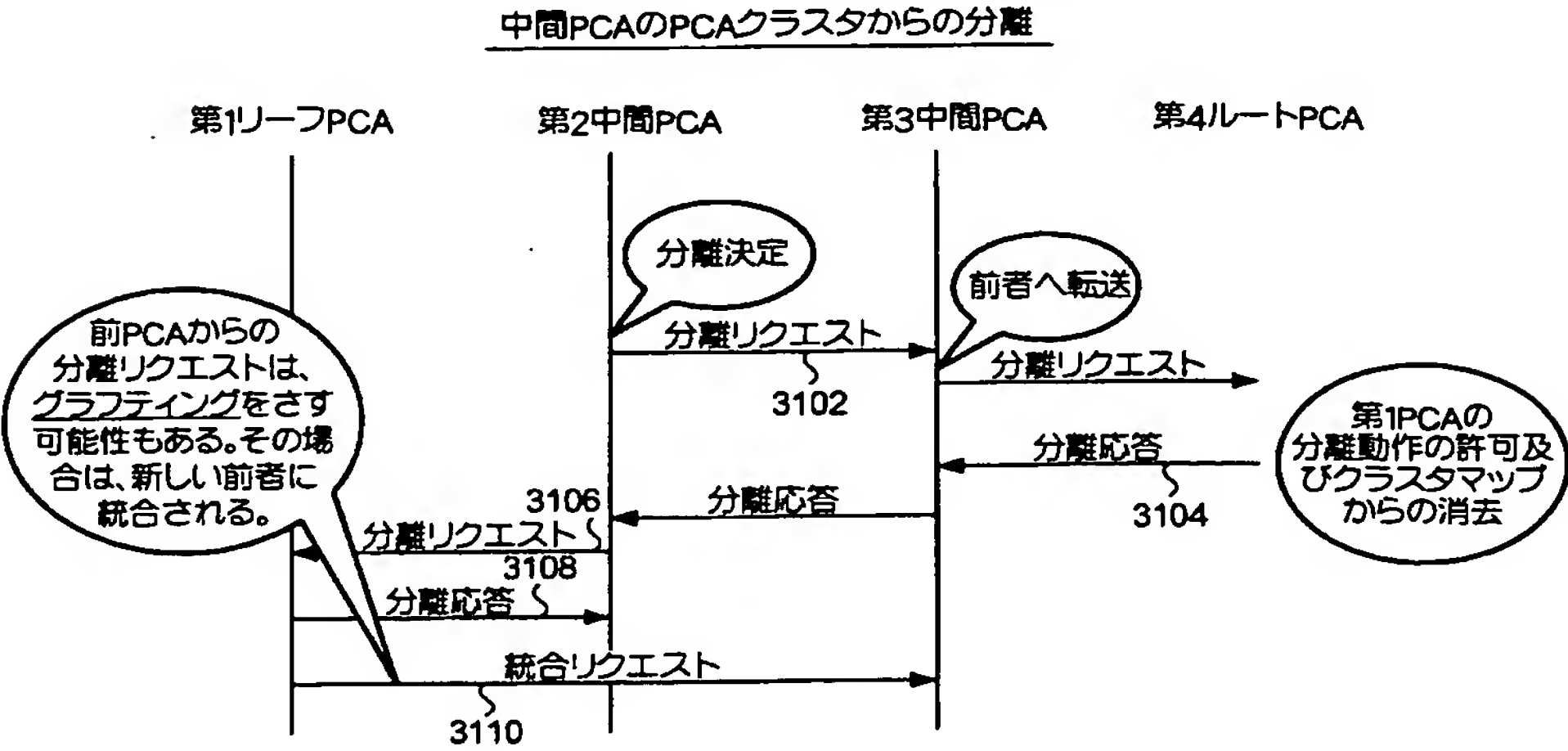
【図 29】



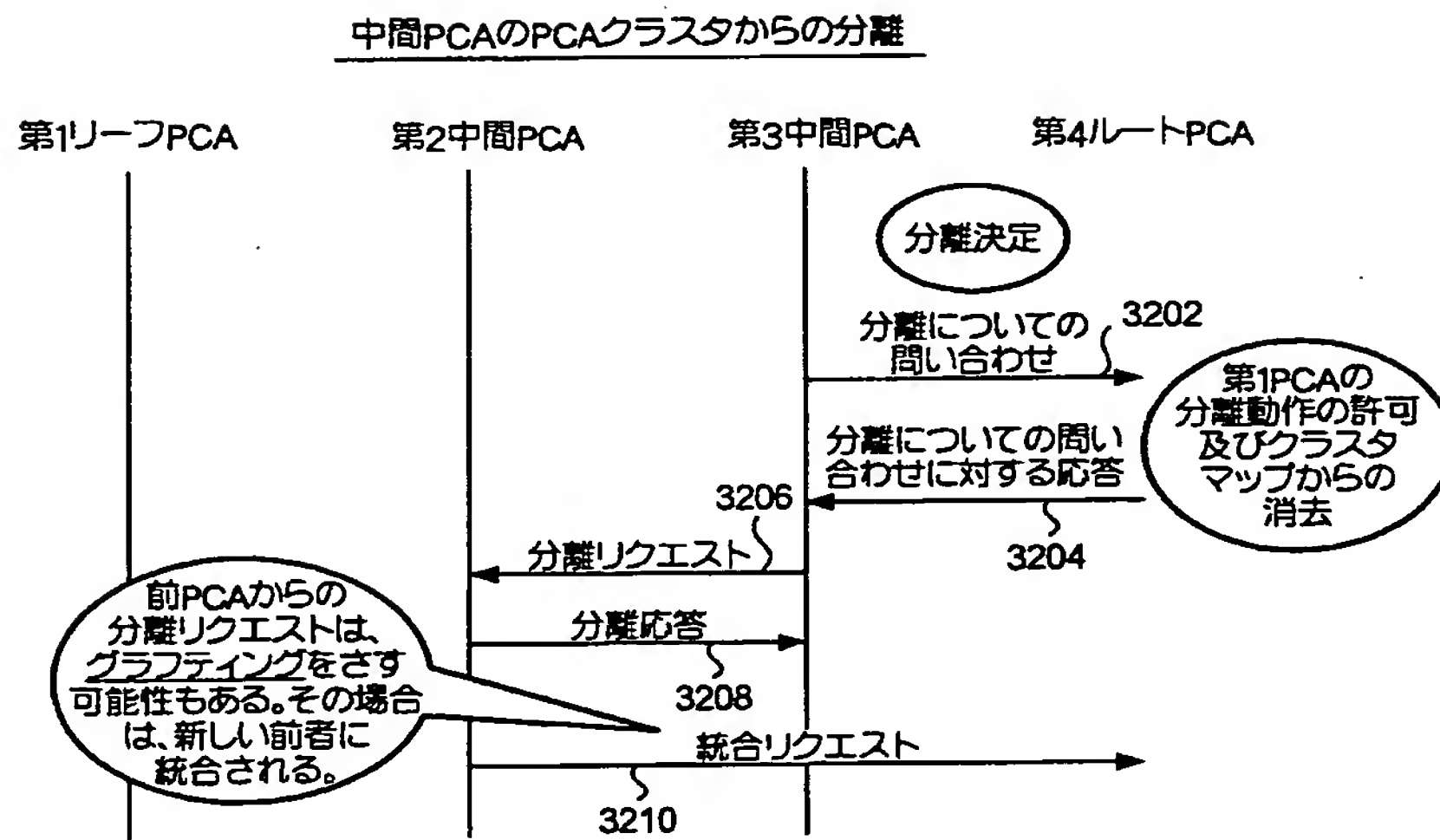
【図 30】



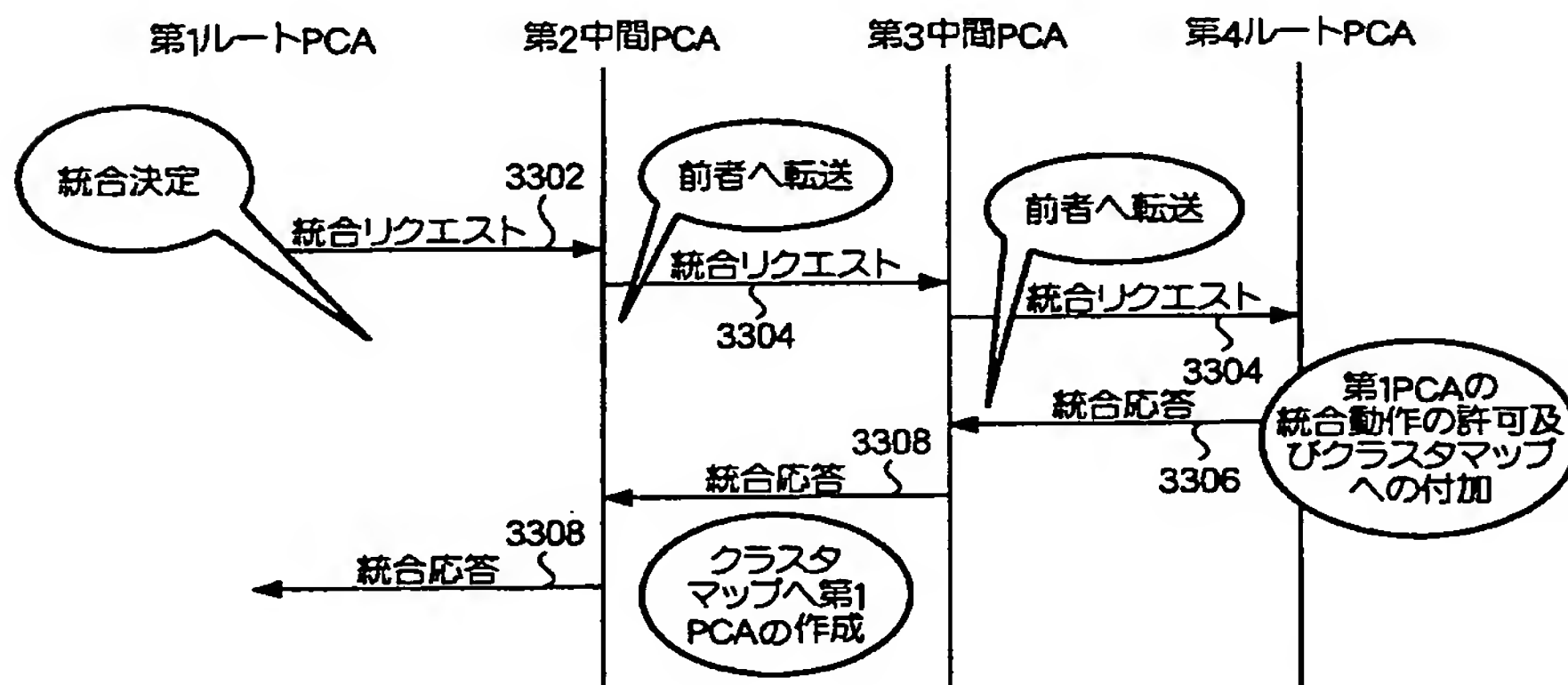
【図 31】



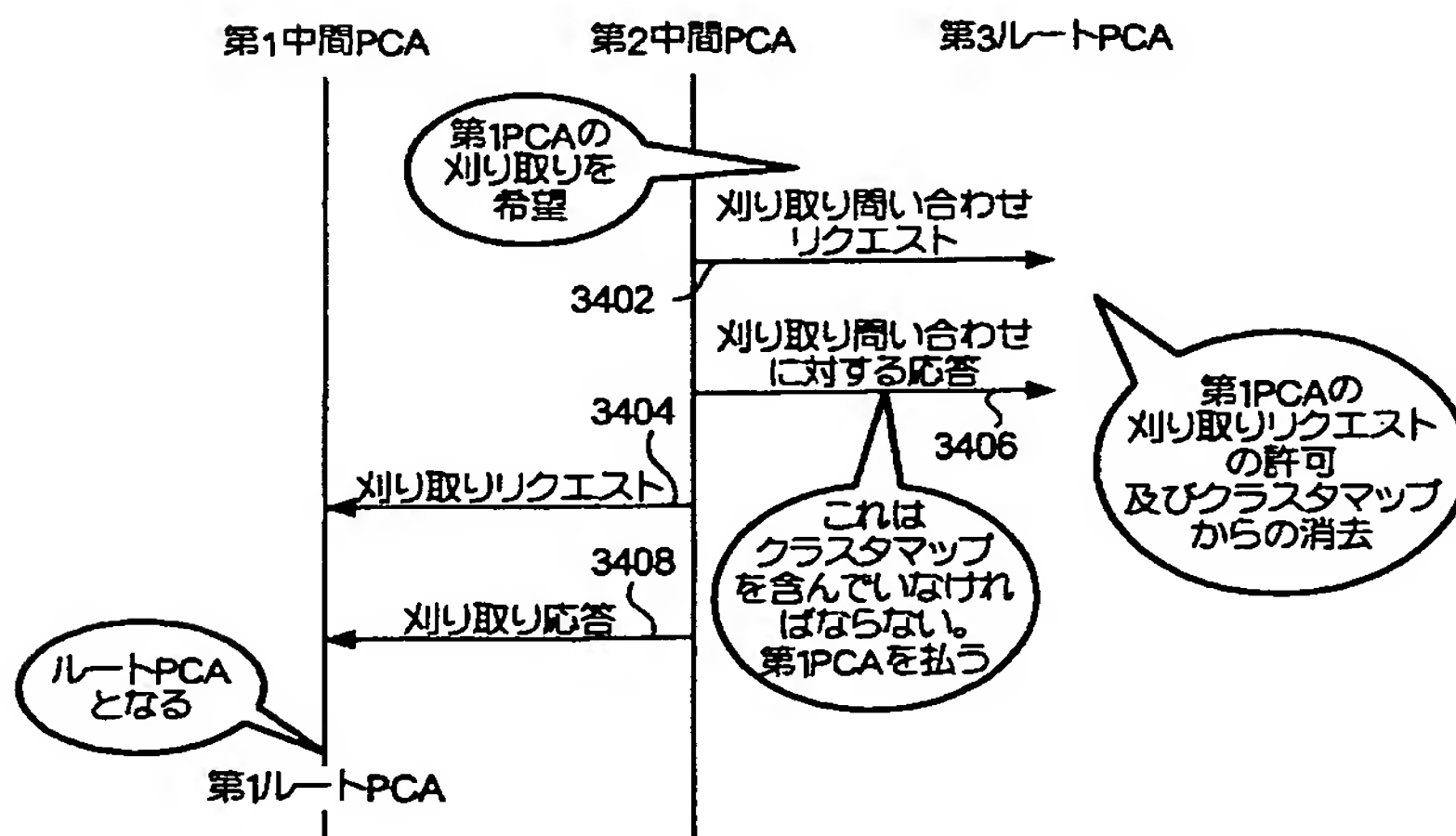
【図32】



【図33】



【図34】



フロントページの続き

(72)発明者 フナト ダイチ
 アメリカ合衆国，カリフォルニア州
 95110，サンノゼ，スイート300，メトロ
 ドライブ181

(72)発明者 タケシタ アツシ
 アメリカ合衆国，カリフォルニア州
 95110，サンノゼ，スイート300，メトロ
 ドライブ181
Fターム(参考) 5K030 GA03 GA12 HA08 HC09 JT09
 KA05 LB08
 5K067 AA12 BB04 DD11 EE02 EE10
 EE16 JJ61 JJ71

THIS PAGE BLANK (USPTO)